



מבוא לרשתות מחשבים

סיכום החומר ודוגמאות לשאלות

סיכום החומר בקורס "מבוא לרשתות מחשבים" (236334)
בטכניון

סיכום: אור גלעד

הפתרונות לכל השאלות נכתבו ע"י ליאורה נאמן

תודה רבה לאיליה נודלמן על העזרה, ההערות והתשובות שנתן,
וכמו כן על התרגולים המצוינים שלו, שחלקים נרחבים מהם
מופיעים במסמך.

מסמך זה הורד מהאתר <http://www.underwar.co.il>.

הבהרה: מסמך זה מסתמך במידה רבה על הקורס "מבוא לרשתות מחשבים" בטכניון, אך אינו חומר רשמי של הקורס, אלא סיכום שנכתב ע"י סטודנטים ולא עבר הגהה ע"י צוות הקורס. המקורות לכתיבת המסמך הם ההרצאות והתרגולים, והזכויות שמורות לפקולטה למדעי המחשב בטכניון ולמוריה.

תוכן

2	תוכן
5	הקדמה
6	מבוא
6	סוגי מידע
6	מודל השכבות
7	פרוטוקולים להצפת מידע ברשת
9	פרוטוקולים להצפת מידע ברשת (PI,PIF) – שאלה לדוגמה
9	פתרון
10	גילוי ותיקון שגיאות בשכבת הקו
11	גילוי ותיקון שגיאות בשכבת הקו – שאלה לדוגמה
12	פתרון
13	Cyclic Redundancy Check (CRC)
17	CRC – שאלה לדוגמה
17	פתרון
18	פרוטוקולי ARQ בשכבת הקו
19	Stop & Wait ARQ
20	Stop & Wait – שאלה לדוגמה
20	פתרון
21	Go-Back-N ARQ
21	Selective Repeat ARQ
21	שאלות לדוגמה בנושא פרוטוקולי ARQ
21	שאלה 1
22	פתרון שאלה 1
24	שאלה 2
24	פתרון שאלה 2
25	שאלה 3
25	פתרון שאלה 3
26	שאלה 4
27	פתרון שאלה 4
28	תורת התורים
28	תור M/M/1
29	שלבים בפתרון בעיה בתורת התורים
30	תורת התורים – שאלה לדוגמה
30	פתרון

34 חלוקת ערוץ שידור משותף
34 MAC sub-layer
35 פרוטוקול ALOHA
35 פרוטוקול Slotted ALOHA
35 ALOHA – דוגמה לשאלה
35 פתרון
37 Carrier Sense Multiple Access (CSMA)
38 CSMA with Collision Detection (CSMA/CD)
38 פרוטוקולים להזמנת ערוץ
38 פרוטוקול מפת הביטים (bit map)
38 Reservation Aloha פרוטוקול
39 פרוטוקול DOCSIS
39 Binary Exponential Backoff – דוגמה לשאלה
40 פתרון
41 Docsis – דוגמה לשאלה
41 פתרון
43 Bit Map – דוגמה לשאלה
43 פתרון
43 CSMA/CA – רשתות אלחוטיות
44 CSMA/CA with virtual carrier sense
45 Point Coordination Function (PCF)
46 CSMA/CA – דוגמה לשאלה
46 פתרון
48 SONET/SDH
48 Resilient Packet Ring (RPR)
49 RPR - דוגמה לשאלה
50 פתרון
52 חיבור LANs באמצעות גשרים
52 אלגוריתם לבניית עץ פורש
55 Transparent Bridges – דוגמה לשאלה
56 פתרון
57 האינטרנט ופרוטוקולי TCP/IP
57 שכבת הרשת – פרוטוקול IP
57 כתובת IP

58 שלבי שליחת הודעה בין רשתות
58 שכבת ה-IP
58 ניתוב ב-IP
59 מבנה האינטרנט
59 ARP
59 TTL
59 גילוי מסלול בין תחנות
59 שכבת התובלה (transport)
60 UDP
60 TCP
60 דוגמה לשאלה – ARP
61 פתרון
62 דוגמה לשאלה – DHCP
62 פתרון

הקדמה

המסמך מסתמך במידה רבה על חומר הקורס "מבוא לרשתות מחשבים" בפקולטה למדעי המחשב בטכניון כפי שהועבר בסמסטר אביב תש"ע. עם זאת, הוא לא מכסה את כל החומר, ולא ניתן ללמוד ולהבין את הקורס ממנו בלבד. כלומר, המסמך לא מתיימר להחליף את ההרצאות או התרגולים.

עבור רוב הנושאים הוספנו דוגמה לשאלה או שאלות שהופיעו במבחנים קודמים או בשיעורי הבית. לכל שאלה כזו מופיע פתרון מלא ומפורט ביותר. הפתרונות כתובים בפירוט גדול יותר ממה שנדרש בקורס, וכוללים פיתוחים מתמטיים מלאים ללא "נפנופי ידיים", ובדרך כלל ניתן לדלג על חלקים מסוימים בקריאת כל פתרון על מנת להבין אותו. רצוי לקרוא את התרגול המתאים (באתר הקורס) לפני שמנסים לפתור שאלה בנושא מסוים, כי התרגול מכיל דוגמאות פשוטות יותר. הפתרונות נכתבו ע"י הסטודנטית ליאורה נאמן, ולא נבדקו ע"י צוות הקורס.

מבוא

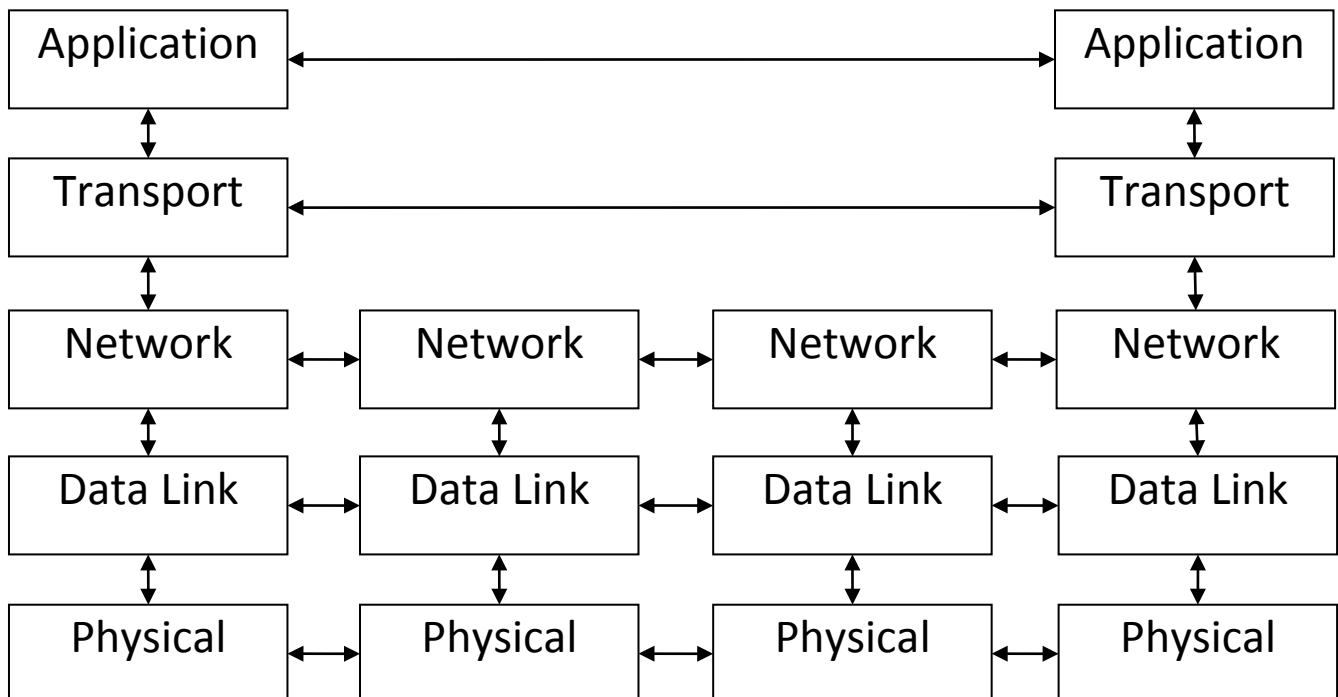
סוגי מידע

דוגמאות	רגישות לאיבודים ברשת	השהייה מותרת ברשת	הופעת המידע	
העברת מידע באינטרנט (דף בדפדפן, מייל)	אין כי רגישות, אפשר לשדר הודעות מחדש	השהייה של שניות ולפעמים יותר לא מפריעה	המידע מופיע בפרצים שהפרשי הזמן ביניהם וגודלם לא ידוע	Non-isochronous
קול המועבר בשיחת טלפון	שידורים חוזרים בדרך כלל לא אפשריים בגלל החסם על ההשהיה	השהיה מקסימלית מותרת (כמה עשרות ms)	המידע מופיע בצורה קבועה וידוע מראש, והסדר תמיד חשוב	Isochronous

מודל השכבות

החלוקה לשכבות הינה אחד העקרונות החשובים ביותר בתכנון רשת מחשבים, והיא מאפשרת לחלק את המספר הרב של משימות בצורה היררכית, כך שלא תהיה תלות בין הפתרונות לבעיות השונות. כל שכבה מבצעת משימה מוגדרת היטב, ולצורך כך היא יכולה להשתמש בשירותים שמספקת השכבה מתחתיה. כל שכבה מבצעת אלגוריתם במשותף עם שכבה מקבילה בתחנות אחרות. אוסף הכללים שקובעים איזה הודעה לשלוח, מתי לשלוח ואיך לעבד אותן נקראת פרוטוקול.

המודל המקובל היום נקרא מודל TCP/IP ובו קיימות 5 שכבות:



- **שכבה 1: השכבה הפיזית** – אמורה לשדר באופן האמין ביותר מחרוזת ביטים בין מחשבים המחוברים בעזרת קו תקשורת. שתי תכונות חשובות בה הן קצב השידור וההסתברות לשגיאה (פונקציה של קצב השידור ושל המרחק בין המשדר והמקלט). בכל משלוח של הודעה, זמן ההתפשטות קבוע (בתוך חוטי – 2/3 ממהירות האור, באלחוטי – במהירות האור).
- **שכבה 2: שכבת בקרת הקו (data link control layer)** – השכבה מקבלת חבילה משכבת הרשת ומוסיפה לה שדות שיוצרים מסגרת לחבילה. יש לה 3 משימות עיקריות: לאפשר לצד המקבל לדעת היכן מתחילה ומסתיימת המסגרת (בעזרת מחרוזת סיביות מיוחדת), לאפשר לצד השני לקבל את המסגרת כהלכה גם אם הערוץ רועש ולאפשר לתחנה לשדר לערוץ מבלי שהשידור יתנגש בשידור של תחנה אחרת (מטופל ע"י תת שכבה בשם MAC). שכבה זו מבטיחה שידור מידע אמין (ללא שגיאות, ללא כפילויות, liveness) בין כל שתי תחנות סמוכות.
- **שכבה 3: שכבת הרשת** - הופכת את המסגרת לחבילה ואחראית על ניתובה למחשב היעד דרך מחשבי ביניים (נתבים – routers) במידת הצורך. שכבה זו מעבירה נתונים ברשת (חבילות – packets) מקצה לקצה (ניתוב), אך היא לא מבטיחה אמינות.
- **שכבה 4: שכבת התובלה** – מקבלת מהשכבה שמעליה הודעה ומחלקת אותה למספר סגמנטים במטרה שהקובץ יגיע בצורה תקינה אל תחנת היעד ללא כפילויות, ללא חוסרים ולפי הסדר. יש צורך בהבטחה נוספת של אמינות היות ולא כל החבילות מנותבות לאורך אותו מסלול ולא כל הקווים אמינים באותה צורה. שכבה זו מעבירה נתונים בין שני צדדים, ומבטיחה אמינות.
- **שכבה 5: שכבת האפליקציה** – השכבה שמייצרת את המידע. מתקשרת עם המשתמש.

פרוטוקולים להצפת מידע ברשת

המטרה: העברת הודעה מצומת מסוים לכל הצמתים ברשת - **BROADCAST**.

השיטה: הצפה. כל מחשב שמקבל את ההודעה שולח אותה לכל שכניו, פרט למחשב ממנו קיבל את הודעה בעצמו.

שני פרוטוקולים: PI, PIF.

PI – Propagation of Information

נגדיר בכל צומת i את המשתנים הבאים:

G_i - set of immediate neighbors of node i

$\{nil\}$ - A virtual node symbolizing the start of the protocol.

m_i - A flag indicating whether a node i has already entered the protocol. Initially 0.

PI - האלגוריתם

receive MSG(info) from $l \in G_i \cup \{nil\}$

if ($m_i == 0$) {

$m_i = 1$

accept(info)

Send MSG(info) to all $G_i / \{l\}$

}

תכונות פרוטוקול:

- הפרוטוקול הינו **פרוטוקול ברמה 3 (network)**. אין זה תפקידו והוא **לא מסוגל להתמודד עם שגיאות** במסגרות המידע על ערוצי התקשורת. על כך אמונה שכבה 2 (שכבת הקו).
- בגרף קשיר, כל הצמתים יקבלו את המידע תוך **זמן סופי**.
- התפשטות האינפורמציה (קבלת ההודעה בפעם הראשונה) היא **המהירה ביותר האפשרית**.
- הצומת היוזם **לא יכול לדעת מתי יסתיים** ביצוע הפרוטוקול.
- מספר ההודעות ששולחים בפרוטוקול: $2E-V+1$

PIF – Propagation of Information with Feedback

הרעיון: כל מחשב שמקבל את ההודעה (מאב), שולח אותה לכל שכניו, מחכה לקבלת ההודעה בחזרה מכל שכן (FEEDBACK), ורק אז שולח את ההודעה בחזרה לאב (FEEDBACK).

נגדיר בכל צומת i את המשתנים הבאים:

- G_i - Set of neighbors of node i .
- $\{nil\}$ - Virtual node symbolizing the start of the protocol.
- m_i - Flag, indicating whether the node i has already entered the protocol.
Initialized to 0.
- p_i - Neighbor from which the first message was received (the parent).
- $e_i(l)$ - Difference between the number of messages sent to neighbor l and those received from l .

PIF - האלגוריתם

```
receive MSG(info) from  $l \in G_i \cup \{nil\}$  {
  if ( $m_i = 0$ ) send_broadcast();
   $e_i(l) = e_i(l) - 1$ ;
  if ( $e_i(k) = 0 \ \forall k \in G_i / \{p_i\}$ ) send_feedback();
}
```

```
send_broadcast() {
   $m_i = 1$ ;
   $p_i = l$ ;
  accept(info);
  for each  $k \in G_i / \{p_i\}$  {
    send MSG(info) to  $k$ ;
     $e_i(k) = e_i(k) + 1$ ;
  }
}
```

```
send_feedback() {
  send MSG(info) to  $p_i$ ;
   $e_i(p_i) = e_i(p_i) + 1$ ;
   $m_i = 0$ ;
}
```

תכונות הפרוטוקול:

- הפרוטוקול לא מסוגל להתמודד עם אובדן מסגרות אינפורמציה על ערוצי התקשורת.
- בגרף קשיר כל הצמתים יקבלו את המידע תוך זמן סופי.
- קבלת המידע (accept) מתבצעת פעם אחת בלבד.
- התפשטות האינפורמציה (קבלת הודעה בפעם ראשונה) היא המהירה ביותר האפשרית.
- הצומת שהתחיל את ה PIF מקבל את ההודעה חזרה מכל שכניו, ההודעה הגיעה לכל צמתי הרשת.
- מספר ההודעות ששולחים בפרוטוקול: 2E.

הערות עבור שני הפרוטוקולים

- באמצעות פרוטוקולים אלו ניתן לממש אלגוריתם ללימוד הטופולוגיה של הרשת (בסוף ההרצה כל צומת ידע את מבנה הגרף כולו).
- הפרוטוקולים מניחים שאין איבודי מסגרות.
- רק צומת אחד יכול להיות היוזם בו זמנית.

פרוטוקולים להצפת מידע ברשת (PI,PIF) – שאלה לדוגמה

שאלה זו עוסקת בפרוטוקול PIF.

בעבור כל אחד מהשינויים הבאים (המפורטים בסעיפים א'-ג') פרטו האם הפרוטוקול המקורי, כשיוזן על הגרף החדש, ישמור על שלושת תכונותיו, והם:

- (i) הגעת המידע לכל הצמתים.
 - (ii) התפשטות המידע במסלול המהיר ביותר.
 - (iii) קבלת ה-FEEDBACK בסיום הביצוע.
- אם כן – הסבירו מדוע, אם לא – הציעו שיפור בפרוטוקול שיבטיח קיום התנאים. שימו לב, אין להניח שלצמתים יש מידע נוסף על מבנה הרשת מעבר למה שהם יודעים בפרוטוקול המקורי.
הערה: אין קשר בין הסעיפים.

א. הניחו שבגרף המייצג את הרשת מחירי הקשתות אינם סימטריים, כלומר יתכן שעל אותה הקשת זמן ההתפשטות בכיוון אחד שונה מזמן ההתפשטות בכיוון השני.

ב. הניחו שבגרף המייצג את הרשת יכול להכיל קשתות מקבילות.

ג. הניחו שבגרף המייצג את הרשת הינו גרף מכוון, כלומר יתכן שמצומת A ניתן להגיע ישירות לצומת B אך לא להיפך. הניחו גם שהגרף קשיר, כלומר יש מסלול מכוון בין כל זוג צמתים.

פתרון**סעיף א'**

- i. הגעת המידע לכל הצמתים – האלגוריתם לפרוטוקול PIF המוצג בתרגול כלל אינו מתייחס למחירי הקשתות, ולכן גם אם המחירים אינם סימטריים המידע יגיע לכל הצמתים, בדיוק כמו בפרוטוקול המקורי.
- ii. התפשטות המידע במסלול המהיר ביותר – האלגוריתם לפרוטוקול PIF המוצג בתרגול כלל אינו מתייחס למחירי הקשתות, ולכן גם אם המחירים אינם סימטריים המידע עדיין יתפשט במסלול המהיר ביותר, בדיוק כמו בפרוטוקול המקורי.
- iii. קבלת ה-feedback בסיום הביצוע – האלגוריתם לפרוטוקול PIF המוצג בתרגול כלל אינו מתייחס למחירי הקשתות, ולכן גם אם המחירים אינם סימטריים יתקבל feedback בסיום הביצוע, בדיוק כמו בפרוטוקול המקורי.

סעיף ב'

- i. הגעת המידע לכל הצמתים – האלגוריתם לפרוטוקול PIF המוצג בתרגול כלל אינו מתייחס למצב של בחירה בין קשתות מקבילות, ולכן בין אם send MSG(info) שולח דרך כל הקשתות בין שני הצמתים ובין אם הוא בוחר רק אחת מהקשתות, עדיין המידע יגיע לכל הצמתים, כמו בפרוטוקול המקורי.
- ii. התפשטות המידע במסלול המהיר ביותר – מאחר שהאלגוריתם לפרוטוקול PIF המוצג בתרגול כלל אינו מתייחס למצב של בחירה בין קשתות מקבילות, ישנן שתי אפשרויות: אפשרות אחת היא שהפעולה send MSG(info) שולחת דרך כל הקשתות המקבילות, ואז אין כל בעיה ועדיין המידע

יתפשט במסלול המהיר ביותר. אפשרות שנייה היא שהפעולה $\text{send MSG}(\text{info})$ בוחרת לשלוח רק דרך אחת מהקשתות בין שני הצמתים, ואז המידע לא בהכרח יתפשט במסלול המהיר ביותר. במצב זה, על מנת להבטיח את התפשטות המידע במסלול המהיר ביותר יש לדאוג שהפעולה $\text{send MSG}(\text{info})$ תבחר את הקשת המהירה ביותר בין שני הצמתים.

iii. קבלת ה- feedback בסיום הביצוע – שוב נפריד לשתי אפשרויות, מאחר שהאלגוריתם לפרוטוקול PIF המוצג בתרגול כלל אינו מתייחס למצב של בחירה בין קשתות מקבילות: אפשרות אחת היא שהפעולה $\text{send MSG}(\text{info})$ בוחרת רק קשת אחת מבין הקשתות המקבילות. במצב זה יתקבל feedback בסיום הביצוע בדיוק כמו בפרוטוקול המקורי. אפשרות שנייה היא שהפעולה $\text{send MSG}(\text{info})$ שולחת הודעה דרך כל הקשתות המקבילות. במצב זה, הצומת השכן שאליו נשלחה ההודעה יקבל אותה מספר פעמים (כמספר הקשתות המקבילות בינו לבין הצומת השולח), ואז לפי הגדרתו הנוכחית של הפרוטוקול ייווצר מצב שבו עבור הודעה שנשלחת בין שני צמתים שכנים $e_i(k)$ מקודם פעם אחת בלבד בפונקציה send_broadcast , אבל הפונקציה receive MSG מופעלת כמספר הקשתות המקבילות בין שני הצמתים ולכן ערכו של $e_i(k)$ יורד ב-1 יותר מפעם אחת, ולכן לעולם אינו מגיע לאפס ולא נשלח feedback . דרך לפתור זאת היא פשוט להחליף את השורה $e_i(k) = e_i(k) + 1$ בפונקציה send_broadcast בשורה $e_i(k) = e_i(k) + \text{num}(i,k)$, כאשר $\text{num}(i,k)$ הוא מספר הקשתות המקבילות בין צומת i לצומת k .

סעיף ג'

i. הגעת המידע לכל הצמתים – מאחר שהגרף נשאר קשיר, המידע יגיע לכל הצמתים בדיוק כמו בפרוטוקול המקורי.

ii. התפשטות המידע במסלול המהיר ביותר – מאחר שהמידע נשלח מכל צומת על כל הקשתות האפשריות עבורו (בכיוון הנכון), הרי שעדיין המידע יתפשט במסלול המהיר ביותר.

iii. קבלת ה- feedback בסיום הביצוע – באופן שבו הפרוטוקול מוצג בתרגול ייתכן מאוד שלא יתקבל feedback . זאת מכיוון שכעת הקשתות מכוונות, ולכן אם צומת A יכול לשלוח הודעה לצומת B בכלל לא בטוח ש-B יכול לשלוח feedback ל-A (כי מובטח שיש קשת מכוונת מ-A ל-B, אך לא להיפך). לכן חלק מה- feedback -ים בכלל לא נשלחים, ולא מובטח שיגיע feedback לצומת המקורי שהפיץ את ההודעה.

על מנת לתקן את הבעיה נבצע את השינויים הבאים בפרוטוקול המקורי: בעת קבלת הודעה בפעם הראשונה, כל צומת יפיץ אותה לכל שכניו (שכן של צומת A הוא צומת שיש קשת מכוונת מ-A אליו), ויסמן את אביו, כמו בפרוטוקול המקורי. בעת קבלת הודעה שלא בפעם הראשונה, צומת ישלח מיד פידבק לצומת ששלח לו אותה, באופן הבא: הוא יוסיף בסוף ההודעה את מספרו המזהה ואת מספרו המזהה של הצומת אליו מיועד הפידבק, וישלח אותה כך לכל שכניו. כל צומת שמקבל הודעת פידבק כזו יבדוק אם היא מיועדת אליו. אם לא – פשוט יעבירה הלאה לכל שכניו. שנה מעט את משמעותם של המשתנים $e_i(k)$ של הפרוטוקול המקורי, כך שכעת המשתנה $e_i(k)$ בו הוא שומר האם הוא כבר קיבל פידבק ממנו (=1) או עדיין לא (=0). כך צומת שמקבל פידבק שכן מיועד אליו יוכל לסמן אצלו את הצומת ששלח את הפידבק. לאחר שצומת קיבל פידבקים מכל השכנים מלבד האבא, הוא שולח פידבק לאביו באותה צורה שתוארה קודם. הצומת שהפיץ הודעה מלכתחילה ידע שהיא הגיעה לכולם כאשר הוא יקבל פידבק מכל שכניו.

גילוי ותיקון שגיאות בשכבת הקו

שכבת הקו יוצרת מכל חבילה מסגרת ע"י הוספת שדות בקרה בתחילתה ובסופה. בעזרת שדות הבקרה, שכבת הקו יכולה לבדוק האם התרחשה שגיאת שידור בהודעה שהועברה.

מרחק המינג – מספר הסיביות השונות בין שתי המילים.

כדי לגלות d שגיאות במילה, יש להבטיח שמרחק המינג בין כל שתי מילים יהיה לפחות $d+1$. כדי לתקן עד d שגיאות במילה יש להבטיח שמרחק המינג בין כל שתי מילים יהיה לפחות $2d+1$.

קוד המינג לתיקון שגיאה אחת: עבור m סיביות מידע ו- r סיביות הגנה $(m+r+1) \leq 2^r$ נובע

$$n = m + r \mid (n+1)2^m \leq 2^n$$

כדי לתקן שגיאה אחת, מוסיפים סיביות בקרה בין סיביות המידע במקומות 1, 2, 4, 8, ... הסיביות מגינות על סיביות המידע בהתאם לפיתוח הבינארי של מיקום סיביות המידע. כל אחת מסיביות הבקרה משמשת כסיבית זוגיות עבור הסיביות עליהן היא מגינה וכאשר מתקבלת מחרוזת, נבדקת כל סיביות הבקרה ביחס לסיביות המוגנות על ידן.

קוד לגילוי שגיאות יעיל יותר מקוד לתיקון שגיאות. ניתן להצמיד לכל תו סיבית זוגיות לגילוי שגיאה ושורה נוספת המכילה סיביות הגנה על כל טור וכך ניתן יהיה לגלות שגיאה של בלוק שלם.

לוגיקה: על כל אינדקס מגנות הספרות שהן פירומו הבינארי. סה"כ בפירוק ובסיפורה המגינה יהיה מס' זוגי של 1-ים.

* גילוי מול תיקון: תקורה של תיקון שגיאות גדולה מתקורה של גילוי שגיאות ושליחה חוזרת. לכן לרוב נעדיף גילוי בלבד.

Parity check - גילוי מספר אי זוגי של שגיאות.

* גילוי מס' אי זוגי (לפעמים זוגי) ורצף של שגיאות שאורכן לא גדול מאורך שורה, ו תיקון שגיאה ב ו ד ד ת, ע"י הוספת סיבית זוגיות לכל שורה וטור.

קוד checksum: סכום של כל הודעה בסופה.

גילוי ותיקון שגיאות בשכבת הקו – שאלה לדוגמה

משה (M) מעוניין להעביר מסר לאהרון (A). המסר מורכב ממילה בינארית, כאשר כל הביטים בלתי-תלויים סטטיסטית. למרבה הצער, ערוץ התקשורת בין משה לאהרון רועש, ולכן ייתכנו שגיאות בשידור הביטים. משה משדר את הודעתו בצורתה ה"גולמית", כלומר, ללא שימוש ב-ECC (Error Correction Codes).



נסמן את האירועים הבאים:

M_0 : "0" משה שידר

M_1 : "1" משה שידר

A_0 : "0" אהרון קלט

A_1 : "1" אהרון קלט

נגדיר את ההסתברויות הבאות:

$$P(A_0 | M_0) = 0.9$$

$$P(A_1 | M_1) = 0.8$$

א. נסמן $P(M_0) = p$. השבו את $P(M_1 | A_0)$.

רמז: השתמשו בנוסחה בייס ובכך שלמשל $P(A_0 | M_0) + P(A_1 | M_0) = 1$ (אירועים משלימים).

ב. כעת, נתון $P(M_0) = P(M_1) = 0.5$. אורך הודעה הוא 2 ביטים (16 ביטים).

(i) השבו את ההסתברות לקליטת ההודעה ללא שגיאות (בדיוק כפי ששודרה).

(ii) בטאו את ההסתברות שנפלו בדיוק i שגיאות בהודעה, $0 \leq i \leq 16$.

(iii) השבו תוחלת מספר השגיאות בהודעה, $E[i]$.

ג. כעת, משה החליט להשתמש ב-ECC מסוג Repetition (3,1). בקוד זה, כל סיבית משודרת 3 פעמים ברצף, לפני שידור הסיבית העוקבת.

(i) הסבירו, איך על אהרון לפרש את ההודעה בגודל 48 ביט שקיבל. מה היה קורה לו השתמש משה בקוד

Repetition(2,1), בו בהתאם, כל סיבית משודרת פעמיים ברצף?

(ii) חשבו את ההסתברות לקליטת הודעה נכונה בערוץ (בדיוק כפי ששודרה ועם שימוש ב-ECC מסוג Repetition (3,1)).

(iii) משה גילה, כי ניתן להקטין את כמות ההודעות השגויות על-ידי וריאציה של הקוד. בגרסתו החדשה,

משדר משה את ההודעה כולה 3 פעמים. הסבירו מדוע שיטה זו עדיפה על פני השיטה המקורית.

פתרון

סעיף א'

נחשב את $P(M_1 | A_0)$. מאחר ש- A_0, A_1 הם מאורעות משלימים, הרי שלפי נוסחת ההסתברות השלמה, מתקיים:

$$P(A_0) = P(A_0 | M_0) \cdot P(M_0) + P(A_0 | M_1) \cdot P(M_1)$$

נציב את נתוני השאלה, ונקבל:

$$P(A_0 | M_0) = 0.9$$

$$P(A_0 | M_1) = 1 - P(A_1 | M_1) = 1 - 0.8 = 0.2$$

$$P(M_0) = p$$

$$P(M_1) = 1 - P(M_0) = 1 - p$$

↓

$$P(A_0) = P(A_0 | M_0) \cdot P(M_0) + P(A_0 | M_1) \cdot P(M_1) = 0.9p + 0.2(1 - p) = 0.7p + 0.2$$

כעת, לפי כלל בייס מתקיים:

$$P(M_1 | A_0) = \frac{P(A_0 | M_1) \cdot P(M_1)}{P(A_0)} = \frac{0.2 \cdot (1 - p)}{0.7p + 0.2}$$

לסיכום, התשובה היא:

$$P(M_1 | A_0) = \frac{0.2 - 0.2p}{0.7p + 0.2}$$

סעיף ב'

i. אורך ההודעה הוא 2 בתים – כלומר 16 ביטים. ביט נקלט ללא שגיאות אם משה שידר 0 ואהרון קלט 0, או שמשה שידר 1 ואהרון קלט 1. לכן ההסתברות לקליטת ביט ללא שגיאות היא:

$$P_{correct_bit} = P(A_0 | M_0) \cdot P(M_0) + P(A_1 | M_1) \cdot P(M_1) = 0.9 \cdot 0.5 + 0.8 \cdot 0.5 = 0.85$$

לכן, מאחר שהביטים אינם תלויים זה בזה, ההסתברות לקליטת ההודעה ללא שגיאות היא:

$$P_{correct_msg} = (P_{correct_bit})^{16} = 0.85^{16} = 0.0743$$

ii. ההסתברות שנפלו בדיוק i שגיאות בהודעה היא:

$$P_{i_errors} = \binom{16}{i} \cdot (1 - P_{correct_bit})^i \cdot (P_{correct_bit})^{16-i} = \binom{16}{i} \cdot 0.15^i \cdot 0.85^{16-i}$$

iii. תוחלת מספר השגיאות בהודעה: אם נסמן ב- i משתנה מקרי המייצג את מספר השגיאות שנפלו

בהודעה, אזי (כפי שראינו בסעיפים הקודמים) i מתפלג בינומית עם $n = 16$ ו-

$$p = 1 - P_{correct_bit} = 0.15$$

. התוחלת של התפלגות בינומית היא np , ולכן:

$$E[i] = np = 16 \cdot 0.15 = 2.4$$

סעיף ג'

i. מאחר שכל ביט משודר 3 פעמים, עבור כל 3 ביטים רצופים בהודעה שקיבל אהרון יצטרך להסתכל האם רובם הם 0 או 1, ולפיכך ידע (בהסתברות גבוהה) מה היה הביט המקורי (הוא יגלה

את הביט הנכון אם ב-3 הביטים ששודרו לו הייתה לכל היותר טעות אחת).

אם כל ביט היה משודר רק פעמיים, אז אהרון היה מסתכל על כל שני ביטים רצופים. אם הם זהים

– זהו הביט המקורי (אלא אם נפלה טעות בשניהם – הסתברות נמוכה). אם הם שונים – אהרון ידע בוודאות שנפלה שגיאה באחד מהם, אך לא ידע באיזה מהם ולכן לא יוכל לדעת מה היה הביט המקורי. כלומר, אם כל ביט היה משודר רק פעמיים, אזי אהרון היה יכול לגלות שגיאות (בהסתברות גבוהה) אך לא לתקן אותן, בניגוד למצב שכל ביט משודר 3 פעמים, שבו אם נפלה טעות לאהרון יש הסתברות גבוהה לגלות אותה ואף לתקנה.

ii. כעת ההסתברות לקליטת ביט נכון שווה להסתברות שמכל 3 ביטים רצופים בהודעה לכל היותר אחד יהיה שגוי. כלומר:

$$P_{correct_bit_ECC} = (P_{correct_bit})^3 + \binom{3}{1}(1 - P_{correct_bit})^1 (P_{correct_bit})^2 = 0.85^3 + 3 \cdot 0.15 \cdot 0.85^2 = 0.939$$

ואז ההסתברות לקליטת הודעה ללא שגיאות היא:

$$P_{correct_msg_ECC} = (P_{correct_bit_ECC})^{16} = 0.939^{16} = 0.367$$

השיטה החדשה עדיפה על פני המקורית כיוון שהיא יותר עמידה בפני רצף של שגיאות: כאשר יש רעשים על קו מסויים, יש סיכוי גדול יותר שהשגיאות יופיעו בביטים רצופים מאשר בסתם שני ביטים מרוחקים. תחת הנחה זו, אם הביט ישודר שוב רק לאחר זמן מה (בשידור הבא של כל ההודעה) הסיכוי שתהיה בו שגיאה יותר מפעם אחת היא נמוכה יותר מאשר אם הוא ישודר כמה פעמים ברצף. לכן בשיטה החדשה יש הסתברות טובה יותר לקליטת ההודעה ללא שגיאות. (הערה: בשאלה היה כתוב במפורש שהביטים אינם תלויים זה בזה, מה שמבטל את ההנחה שאם סיבית אחת "נדפקת" אז יש הסתברות גדולה יותר לסיבית הבאה "להידפק" אף היא. לכן, נציע גם סיבה אפשרית פחות משכנעת, שלפיה השיטה החדשה עדיפה על פני המקורית משום שכעת אהרון מקבל את ההודעה בשלמותה לפני שהוא מתחיל לקבל חזרות עליה שיעזרו לו לגלות ולתקן את השגיאות. כך במידה ולא נפלו שגיאות בהודעה הוא יידע אותה בשליש מהזמן שהיה לוקח לו לדעת אותה בשיטה הקודמת – למרות שהוא ממילא יצטרך להמשיך ולחכות עד שכל החזרות על ההודעה יגיעו לפני שיקבל את ההודעה הבאה).

Cyclic Redundancy Check (CRC)

נושא זה מופיע כאן באותו אופן בדיוק כפי שהופיע בתרגול 2 בקורס "מבוא לרשתות מחשבים", ורק הוספו מספר הערות של המתרגל. תודה רבה לאיליה נודלמן על שהסכים שנשתמש כך בתרגול שכתב ועל ההערות החשובות שנתן.

- נגדיר התאמה בין מילים בינאריות ובין פולינומים מעל בסיס 2. לדוגמא:

$$x^5 + x^2 + 1 \Leftrightarrow 100101$$

- בשדה הפולינומים מעל בסיס 2, הן פעולת החיסור והן פעולת החיבור מתבצעות ללא Carry, כלומר הן שקולות ל- xor. לדוגמא:

$$(x^5 + x^2 + 1) \pm (x^5 + x^4 + 1) = x^4 + x^2$$

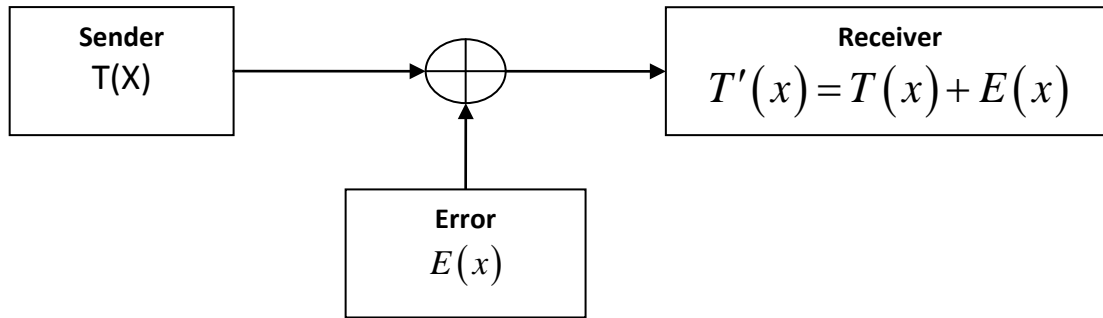
- המשדר והמקלט מסכימים על פולינום יוצר שיסומן ב $G(x)$, דרגתו g .
- המשדר מעוניין לשדר מילה בינארית המיוצגת ע"י הפולינום $M(x)$.

ייצוג השגיאה כפולינום

- שגיאה בודדת בביט ה- i : $E(x) = x^i$
- שתי שגיאות בביטים i ו- j : $E(x) = x^i + x^j$
- פרץ שגיאות בין הביטים i ו- j : $E(x) = x^i(x^{j-i} + \dots + 1)$

אלגוריתם ה-CRC

ניתן לתאר את המערכת ע"י התרשים הבא:



- המשדר ישדר את $T(x)$, כאשר: $T(x) = x^g M(x) - [(x^g M(x)) \% G(x)]$
- אם מתרחשת שגיאת שידור המקלט יקבל את $T'(x) = T(x) + E(x)$.
- המקלט יחשב את $T'(x) \% G(x)$.
 - אם השארית שונה מ-0 המסגרת שגויה.
 - אם השארית שווה 0, המסגרת נחשבת לתקינה והמקלט יקבל את $M(x)$ על ידי הורדת g הביטים הנמוכים של $T'(x)$, כלומר $M(x) = T'(x) / x^g$.
 - שימו לב כי שארית השווה לאפס אינה מבטיחה תקינות! (עדיין ייתכן ויש שגיאה שלא הצלחנו לגלות).

$$\begin{aligned} \boxed{T'(x) \% G(x)} &= \{x^g M(x) - [(x^g M(x)) \% G(x)] + E(x)\} \% G(x) = \\ &= x^g M(x) \% G(x) - [(x^g M(x)) \% G(x)] \% G(x) + E(x) \% G(x) = \\ &= x^g M(x) \% G(x) - x^g M(x) \% G(x) + E(x) \% G(x) = \boxed{E(x) \% G(x)} \end{aligned}$$

במידה ואין שגיאת שידור $E(x) = 0$, נקבל בהכרח כי $T'(x) \% G(x) = 0$.
 במידה וקיבלנו $T'(x) \% G(x) = E(x) \% G(x) \neq 0$. מכאן כי בהכרח $E(x) \neq 0$, כלומר גילינו שגיאה.

מתי השגיאה לא מתגלה?

נאמר שיש שגיאה כאשר $E(x) \neq 0$.

שגיאה זו לא תתגלה אם פולינום השגיאה מתחלק ללא שארית בפולינום היוצר, או בצורה פורמלית:

$$\exists Z(x) : E(x) = G(x)Z(x) \Leftrightarrow E(x) \% G(x) = 0$$

דוגמא לחישוב $T(x)$:

$$M(x) = x^5 + x^2 + 1 \quad \text{נתון:}$$

$$G(x) = x^4 + x^2 + 1 \quad (g = 4) \quad \text{יהי הפולינום היוצא הנבחר:}$$

$$T(x) = x^g M(x) - [(x^g M(x)) \% G(x)] \quad \text{צריך לחשב את:}$$

$$x^g M(x) = x^4 (x^5 + x^2 + 1) = x^9 + x^6 + x^4 \quad \text{ראשית מחשבים:}$$

$$\text{עתה נחשב את } [(x^g M(x)) \% G(x)]$$

$$\begin{array}{r}
 x^5 + x^3 + x^2 \\
 \hline
 x^4 + x^2 + 1 \quad \left| \begin{array}{l} x^9 + x^6 + x^4 \\ x^9 + x^7 + x^5 \\ \hline x^7 + x^6 + x^5 + x^4 \\ x^7 + x^5 + x^3 \\ \hline x^6 + x^4 + x^3 \\ x^6 + x^4 + x^2 \\ \hline x^3 + x^2 \end{array} \right. \\
 \hline
 \end{array}$$

השארית:

$T(x) = (x^9 + x^6 + x^4) - (x^3 + x^2) = x^9 + x^6 + x^4 + x^3 + x^2$ לכן נקבל
 אם לא הייתה שגיאת שידור, כלומר $T'(x) = T(x)$, $E(x) = 0$
 ולכן המקלט יקבל: $M(x) = T(x)/x^4 = x^5 + x^2 + 1$.

גילוי שגיאה בודדת

אם בפולינום יוצר $G(x)$ יש יותר מרכיב אחד, נוכל לגלות שגיאה בודדת.
 הוכחה:

שגיאה בודדת (במקום ה- i) מיוצגת ע"י הפולינום $E(x) = x^i$.
 פולינום יוצר עם יותר מרכיב אחד מיוצג ע"י $G(x) = x^g + \dots + x^t$ ($g > t$),
 צריך להוכיח $E(x) \% G(x) \neq 0$, כלומר $x^i \% (x^g + \dots + x^t) \neq 0$.
 נניח בשלילה שהטענה אינה נכונה, כלומר $E(x) \% G(x) = 0$.
 לכן קיים $Z(x)$ כך ש- $E(x) = G(x) \cdot Z(x)$, כלומר $x^i = (x^g + \dots + x^t) \cdot Z(x)$.
 מקרה א': $Z(x) = x^j$ בעל רכיב בודד, כלומר $(x^g + \dots + x^t) \cdot x^j = x^{g+j} + \dots + x^{t+j} \neq x^i$
 אבל אז $x^i = x^{g+j} + \dots + x^{t+j}$, כלומר בתוצאה של הכפלת פולינומים ישנם לפחות שני איברים,
 וזה תמיד שונה מ- x^i .
 מקרה ב': $Z(x)$ בעל יותר מרכיב אחד, כלומר $Z(x) = x^z + \dots + x^r$ ($z > r$).
 אבל אז $(x^g + \dots + x^t) \cdot (x^z + \dots + x^r) = x^{g+z} + \dots + x^{t+r} \neq x^i$
 כלומר בתוצאה של הכפלת פולינומים ישנם לפחות שני איברים
 x^{g+z} ו- x^{t+r} שאינם מבטלים אחד את השני
 (כי $g > t$ וגם $z > r$ ולכן $g + z > t + r$)

גילוי שתי שגיאות

אם בפולינום היוצר $G(x)$ יש רכיב x^0 ודרגתו גדולה או שווה ל-1 (יש בו יותר מרכיב אחד), נוכל לגלות 2 שגיאות. הוכחה:

שתי שגיאות (במקום ה- i וה- j) מיוצגות ע"י הפולינום $E(x) = x^i + x^j = x^j(x^{i-j} + 1)$, $(i > j)$. פולינום יוצר עם הרכיב x^0 ויותר מרכיב אחד בסה"כ מיוצג ע"י $G(x) = x^g + \dots + 1$, $(g \geq 1)$. נשים לב כי $G(x)$ אינו מתחלק ב- x^j , כלומר $G(x) \neq x^j \cdot Z(x)$, לכל $Z(x)$. צריך להוכיח $E(x) \% G(x) \neq 0$, כלומר $x^j(x^{i-j} + 1) \% (x^g + \dots + 1) \neq 0$. ע"מ לקבל זאת, מספיק לדרוש ש- $G(x)$ לא יחלק את $x^k + 1$, ובגלל הדיון הקודם ניתן להתעלם מ- x^j .

ידועים פולינומים כנ"ל עד k גדול מאד, למשל $x^{15} + x^{14} + 1$ לא מחלק פולינומים מהצורה $x^k + 1$ עד $k = 32768$.

גילוי מספר אי זוגי של שגיאות

אם $G(x)$ מתחלק ללא שארית ב- $x+1$, אזי כל מספר אי זוגי של שגיאות יתגלה. הוכחה:

אם $G(x)$ מתחלק ללא שארית ב- $x+1$ אזי קיים פולינום $P(x)$ המקיים: $G(x) = (x+1)P(x)$. נניח בשלילה שקרה מספר אי זוגי של שגיאות ולא הצלחנו לגלותן. זה אומר ש- $E(x) \% G(x) = 0$, כלומר קיים פולינום $Z(x)$ המקיים: $E(x) = G(x) \cdot Z(x)$. נשים לב שב- $E(x)$ מספר אי זוגי של גורמים ולכן מתקיים:

$$1 = 1 + \dots + 1 + 1 + E(1) = 1$$

מצד שני מתקיים: $E(x) = G(x)Z(x) = (x+1)P(x)Z(x)$
ולכן: $E(1) = (1+1)P(1)Z(1) = 0 \cdot P(1)Z(1) = 0$
בסתירה לכך ש- $E(1)=1$. מ.ש.ל.

פרץ שגיאות עד גודל r

$$E(x) = x^i(x^{r-1} + \dots + 1)$$

אם $G(x)$ מהצורה $x^a + \dots + 1$, אזי כל גורם שלו לא מחלק את x^i ולכן כדי ששגיאה לא תתגלה הוא צריך לחלק את $x^{r-1} + \dots + 1$.

אם $a \geq r$ אזי לא יתכן שיחלק את $x^{r-1} + \dots + 1$ כי דרגתו של המחלק תמיד קטנה או שווה לזו של המחולק.

CRC – שאלה לדוגמה

מחשב A מעוניין לשדר מסר למחשב B ומשתמש ב-CRC כמנגנון לגילוי שגיאות. מוסכם בין המחשבים על פולינום יוצר של ה-CRC, אשר ייצוגו ע"י מילה בינארית הינו $G=10011$.

א. מחשב A מעוניין לשדר את ההודעה $M = 1101011011$. איזה מידע עליו לשדר אל מחשב B?

ב. במקרה אחר, מחשב B קלט את המידע $T' = 1001000110$.

(i) האם התרחשה שגיאת שידור? הסבירו.

(ii) B מנסה לפרש את ההודעה שקיבל. מהי ההודעה שיראה?

ג.

(i) האם מהירות השגיאה $E = 1101$ תגלה כאשר משתמשים בפולינום היוצר הנ"ל? הסבירו.

(ii) האם מהירות השגיאה $E = 1010$ תגלה כאשר משתמשים בפולינום היוצר הנ"ל? הסבירו.

(iii) האם מהירות השגיאה $E = 1001100$ תגלה כאשר משתמשים בפולינום היוצר הנ"ל? הסבירו.

(iv) האם מהירות השגיאה $E = 111011011$ תגלה כאשר משתמשים בפולינום היוצר הנ"ל? הסבירו.

פתרון**סעיף א'**

הפולינום היוצר הוא: $G(x) = x^4 + x + 1$.

הפולינום המייצג את ההודעה הוא: $M(x) = x^9 + x^8 + x^6 + x^4 + x^3 + x + 1$.

לכן הפולינום המייצג את המידע שצריך לשדר הוא: $T(x) = x^4 M(x) - [(x^4 M(x)) \% G(x)]$

מתקיים $x^4 M(x) = x^{13} + x^{12} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4$. נחשב את $(x^4 M(x)) \% G(x)$:

$$\begin{array}{r} x^9 + x^8 + x^3 + x \\ x^4 + x + 1 \overline{) x^{13} + x^{12} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4} \\ \underline{x^{13} + x^{10} + x^9} \\ x^{12} + x^9 + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 \\ \underline{x^{12} + x^9 + x^8} \\ x^7 + x^5 + x^4 \\ \underline{x^7 + x^4 + x^3} \\ x^5 + x^3 \\ \underline{x^5 + x^2 + x} \\ x^3 + x^2 + x \end{array}$$

כלומר $(x^4 M(x)) \% G(x) = x^3 + x^2 + x$. מכאן שמתקיים:

$$T(x) = x^4 M(x) - [(x^4 M(x)) \% G(x)] = x^{13} + x^{12} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^3 + x^2 + x$$

כלומר ההודעה שצריך לשדר היא:

$$\boxed{T = 11010110111110}$$

סעיף ב'

$T'(x) = x^9 + x^6 + x^2 + x \Leftarrow T' = 1001000110$. נחשב את $T'(x) \% G(x)$:

$$\begin{array}{r} x^5 + x \\ x^4 + x + 1 \overline{) x^9 + x^6 + x^2 + x} \\ \underline{x^9 + x^6 + x^5} \\ x^5 + x^2 + x \\ \underline{x^5 + x^2 + x} \\ 0 \end{array}$$

כלומר מתקיים $T'(x) \% G(x) = 0$ ומאחר ש- $T'(x) \% G(x) = E(x) \% G(x)$ הרי ש-
 $E(x) \% G(x) = 0$.

זה אומר שהמסגרת נחשבת לתקינה בצד המקבל, אבל זה לא מבטיח שלא התרחשה שגיאת שידור.
 עדין יכול להיות ש- $E(x) \neq 0$, כלומר שכן התרחשה שגיאה בשידור.

ההודעה ש- B יראה לאחר שיפרש את T' שהתקבל תהיה $M' = 100100$ (אופן הפירוש של T' הוא
 זריקת 4 הביטים הנמוכים של T', מאחר שהפולינום G(x) הוא ממעלה 4).

סעיף ג'

בכל אחד מהסעיפים נחשב את $E(x) \% G(x)$ על מנת להחליט אם מחרוזת השגיאה תתגלה או לא.

i. $E = 1101 \Leftrightarrow E(x) = x^3 + x^2 + 1 \neq 0$ מתקיים $E(x) \% G(x) = x^3 + x^2 + 1 \neq 0$ ולכן שגיאה זו
 תתגלה.

ii. $E = 1010 \Leftrightarrow E(x) = x^3 + x \neq 0$ מתקיים $E(x) \% G(x) = x^3 + x \neq 0$ ולכן שגיאה זו תתגלה.

iii. $E = 1001100 \Leftrightarrow E(x) = x^6 + x^3 + x^2$ נחשב את $E(x) \% G(x)$:

$$\begin{array}{r} x^2 \\ x^4 + x + 1 \overline{) x^6 + x^3 + x^2} \\ \underline{x^6 + x^3 + x^2} \\ 0 \end{array}$$

כלומר $E(x) \% G(x) = 0$ ולכן שגיאה זו לא תתגלה.

iv. $E = 111011011 \Leftrightarrow E(x) = x^8 + x^7 + x^6 + x^4 + x^3 + x + 1$ נחשב את $E(x) \% G(x)$:

$$\begin{array}{r} x^4 + x^3 + x^2 + x + 1 \\ x^4 + x + 1 \overline{) x^8 + x^7 + x^6 + x^4 + x^3 + x + 1} \\ \underline{x^8 + x^5 + x^4} \\ x^7 + x^6 + x^5 + x^3 + x + 1 \\ \underline{x^7 + x^4 + x^3} \\ x^6 + x^5 + x^4 + x + 1 \\ \underline{x^6 + x^3 + x^2} \\ x^5 + x^4 + x^3 + x^2 + x + 1 \\ \underline{x^5 + x^2 + x} \\ x^4 + x^3 + 1 \\ \underline{x^4 + x + 1} \\ x^3 + x \end{array}$$

כלומר מתקיים $E(x) \% G(x) = x^3 + x \neq 0$ ולכן שגיאה זו תתגלה.

פרוטוקולי ARQ בשכבת הקו

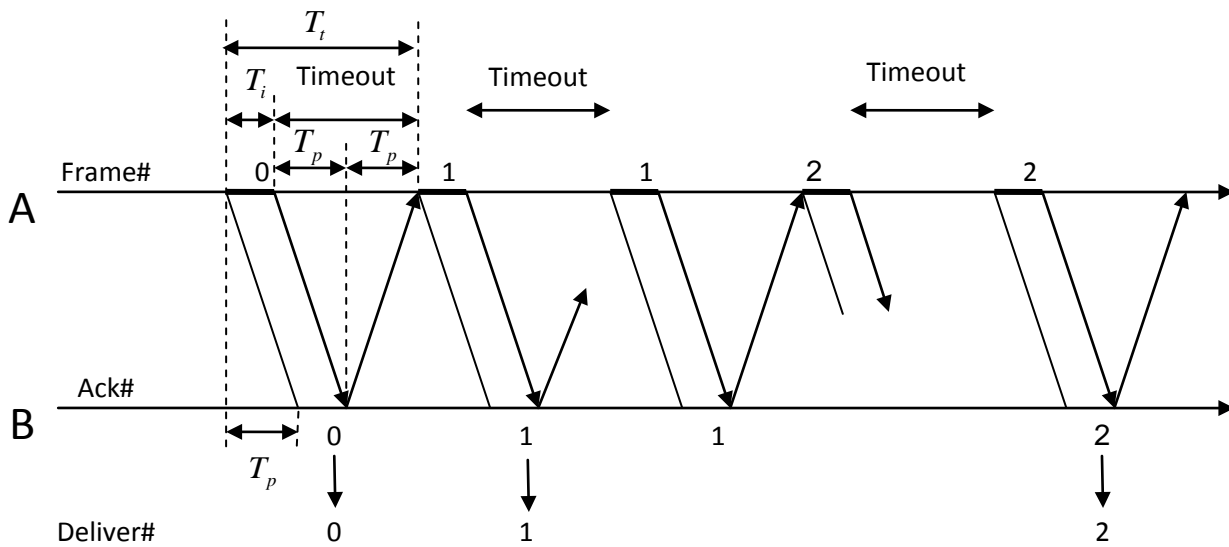
שכבת הקו בצד המקבל מזהה מסגרות משובשות ומבקשת משכבת הקו בצד השולח לשדר אותן
 שוב, תחת ההנחות שהתחנה המקבלת יודעת להבדיל בין מסגרות תקינות ללא תקינות (שנזרקות)
 ושמשגרות יכולות להיאבד בדרך.

אמינות פרוטוקול מוגדרת כך שכל חבילה מגיעה לצד השני תוך זמן סופי, החבילות מועלות לשכבת הרשת לפי הסדר ולא מועלים שכפולים.

Stop & Wait ARQ

הצד השולח שולח מסגרת ומחכה למסגרת תגובה Ack שמבשרת על קבלת המסגרת. אם התקבל Ack, השולח ישלח את המסגרת שמכילה את המסגרת הבאה. כדי לבדוק שהמסגרת לא אבדה, התחנה השולחת מחכה T_{out} מסוים (האופטימלי - זמן ההתפשטות שלה T_p , זמן שידור מסגרת ה-Ack שלרוב זניח זמן ההתפשטות שלה T_p), ובמידה והוא עובר, משדרת את המסגרת שוב. כדי לדאוג שכל מסגרת לא תועבר פעמיים, מוסיפים מספר סידורי, כאשר מספיק מספר סידורי בן ביט אחד.

הפרוטוקול לא יעיל בגלל שבזמן ההמתנה ל-Ack, השולח לא משדר מסגרת אחרת.



הגדרות:

- T_i - זמן שידור המסגרת.
- T_p - זמן התפשטות.
- Round Trip Time - RTT
- T_{out} - timeout, זמן ההמתנה המקסימלי לקבלת אישור על המסגרת שנשלחה.
- ה- T_{out} האופטימלי (שמביא לניצולת מקסימלית) הינו $T_{out} = RTT$.
- $T_i = T_p + T_{out}$ - זמן המחזור.
- $\beta \equiv RTT / T_i$.
- p - ההסתברות לשגיאה או אובדן של מסגרת או החיווי עליה או שניהם.
- $P(k)$ - ההסתברות לשידור אותה מסגרת k פעמים, הנובע מ- $k-1$ כשלונות ראשונים רצופים, כולל השידור המוצלח (האחרון). זהו משתנה מקרי גאומטרי.
- S - ניצולת הפרוטוקול.

ניצולת (S) – מספר החבילות שמועברות לשכבת הרשת בפרק זמן השווה לזמן שידור מסגרת בודדת. הערך של S הינו $0 \leq S \leq 1$.

$$\Pr(1) = 1 - p$$

$$\Pr(2) = p(1 - p)$$

$$\Pr(k) = p^{k-1}(1 - p)$$

$$E(k) = \sum_{k=1}^{\infty} k \cdot p^{k-1}(1 - p) = \dots = \frac{1}{1 - p}$$

הזמן הממוצע לשידור מוצלח הינו: $T_V = T_i \cdot E(k)$

$$S = \frac{T_i}{T_V} = \frac{1 - p}{1 + \beta}$$

ערך הניצולת עבור S&W הוא

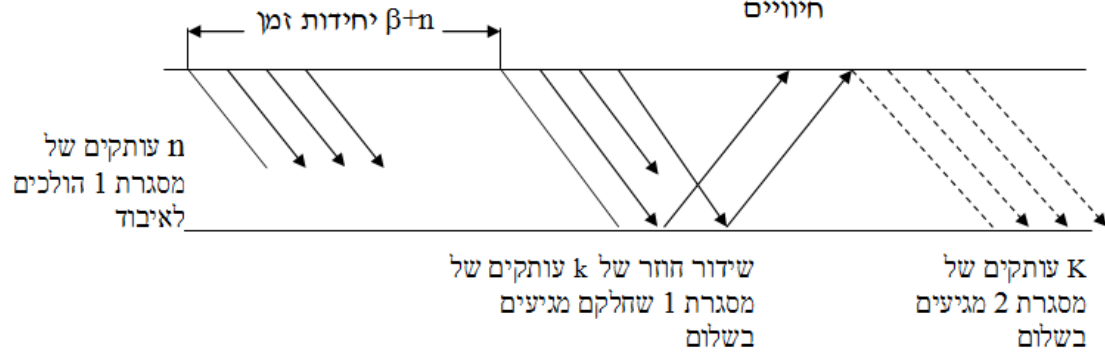
Stop & Wait – שאלה לדוגמה

לפרוטוקול Stop&Wait הוצע השינוי הבא: שכבת הקו שולחת ברצף n עותקים של כל מסגרת שעליה לשר. לאחר מכן, ממתינים לחיווי β יחידות זמן (לאחר שידור העותק האחרון של המסגרת). אם במהלך תקופת זמן זו הגיע לפחות חיווי אחד, אזי לאחר תום תקופת ההמתנה עוברים לשר את ההודעה הבאה (שוב, ע"י שליחת n עותקים שלה). אחרת, חוזרים ומשדרים n עותקים נוספים ברצף של אותה המסגרת.

- א. מהו השינוי הנדרש בערוץ עצמו, ע"מ לממש את ההצעה?
- ב. בהנחה שזמן השידור של עותק יחיד של מסגרת הוא יחידת זמן אחת, β הינה כפולה שלמה של n, P ההסתברות לשגיאה בשליחת עותק של מסגרת, זמן השידור של חיווי הוא זניח, ונתון שמסגרות חיווי אינן הולכות לאיבוד, מהי הניצולת של הפרוטוקול?

פתרון

בשאלות על פרוטוקולי ARQ (כמו Stop & Wait) תמיד כדאי לרטט קודם דיאגרמה שמתארת את הפרוטוקול על מנת להבין "מי נגד מי".



דוגמה עבור $n=3$ לריצה אפשרית של הפרוטוקול Full Duplex. כעת ישנו שידור בו זמני של מידע וחיווי, לכן נדרש ערוץ Full Duplex.

א. פשוט נשתמש ב- P^n במקום ב- P רגיל. מספר המחזוריים: $\bar{k} = \frac{1}{1 - P^n}$

והניצולת מחושבת עפ"י:

$$S = \frac{T_i}{T_V} = \frac{T_i}{\bar{k} \cdot T_t} = \frac{T_i}{\bar{k} \cdot (n \cdot T_i + T_{out})} = \frac{1}{\bar{k} \cdot (n + \frac{T_{out}}{T_i})} = \frac{1 - P^n}{n + \beta}$$

Go-Back-N ARQ

שיפור ניצולת הערוץ בכך שלתחנה השולחת שולחת $n \geq 1$ מסגרות עם חבילות שונות (ומספרים סידוריים שונים) מבלי להמתין לאישור לאחר כך מסגרת. גודל החלון של התחנה המקבלת הוא $\beta + 1$ ואילו התחנה השולחת מחזיקה n חוצצים בשכבת הקו. במידה ומסגרת אובדת בדרך, כל שאר המסגרות בחלון נזרקות. משתמשים ב-timer עבור כל מסגרת בחלון ואם לא מגיע ack עבור מסגרת מסוימת, יודעים מהיכן להתחיל לשדר מחדש (שיפור של גישה שבה משדרים את כל המסגרת מחדש).

כדי לחשב ניצולת, נסמן ב- γ_i את מספר המסגרות שנשלחו באינטרוול מסוים וב-P את ההסתברות

$$\frac{1}{\gamma} = \frac{1-P}{1+\beta \cdot P}$$

לשגיאה. ניצולת הפרוטוקול מוגדרת להיות

Selective Repeat ARQ

התחנה המקבלת שומרת מסגרות תקינות שהגיעו לאחר מסגרת לא תקינה ומבקשת שידור חוזר של המסגרות המשובשות בלבד.

אם מובטח שכל החבילות מגיעות בצורה תקינה, החלון האופטימלי של השולח הוא $\beta + 1$. אם מובטח שהשידור החוזר של הודעה ששובשה n פעמים יגיע בצורה תקינה, גודל החלון האידיאלי יהיה $n \cdot \beta + 1$.

אצל התחנה המקבלת, עבור חלון שולח של $\beta + 1$ יתקבלו ביצועים זהים עבור חלון מקבל בגודל 1. עבור חלון שולח של $2\beta + 1$ יתקבלו ביצועים זהים עבור חלון מקבל בגודל $\beta + 1$.

שאלות לדוגמה בנושא פרוטוקולי ARQ

שאלה 1

נתונה רשת תקשורת שבה n זוגות מחשבים $a_1 \dots a_n$ ו- $b_1 \dots b_n$. ברשת זו מסגרות המידע נעות מצומת a_i לצומת b_j , כאשר שתי תחנות a_i, a_j ($i \neq j$) לא יכולות לשדר בו זמנית.

הניחו:

- לכל התחנות יש תמיד מה לשדר.
- אין הגבלה על מספר החוצצים ועל המספרים הסידוריים.
- ערוץ השידור משותף לכל התחנות והינו Full Duplex.
- זמן שידור מסגרת מידע T_i .
- זמן שידור חיווי זניח.
- זמן התפשטות בערוץ - T_p .
- ההסתברות לשגיאה או אובדן מסגרת מידע היא p .
- מסגרות חיווי מגיעות תמיד וללא שגיאות.
- β הוא מספר שלם.

לצורך העברת המידע הוצעו הפרוטוקולים הבאים:

- I. כל התחנות ישתמשו בפרוטוקול S&W, כאשר התחנות ישדרו מסגרות לפי סדר, אחת אחרי השנייה. כך, תחנה a_1 תשדר מסגרת ראשונה ולאחר מכן, בזמן T_i , תשדר תחנה a_2 מסגרת וכך הלאה. תחנה תשדר שוב (מסגרת חדשה או שידור חוזר) רק כאשר שאר התחנות שידרו, ובתנאי שעבר זמן של לפחות $2T_p$ מסוף השידור הקודם.
- II. כל התחנות ישתמשו בפרוטוקול GBN, כאשר התחנות ישדרו חלון של מסגרות לפי סדר, אחת אחרי השנייה. כך, תחנה a_1 תשדר $(\beta+1)$ מסגרות ואחריה, בזמן T_i+2T_p , תשדר תחנה a_2 וכך הלאה.

- א. עבור $p=0$ באיזה שיטה הניצולת תהיה גבוהה יותר (כפונקציה של שאר הפרמטרים)? הסבירו.
 ב. מהי הניצולת בכל אחת מהשיטות (כפונקציה של שאר הפרמטרים)?

פתרון שאלה 1

א. עבור $p=0$ אנו יודעים שאין שגיאות, ולכן כל ההודעות מתקבלות בהצלחה. כפי שלמדנו בהרצאות, אם $p=0$ הניצולת של פרוטוקול Go Back N היא בדיוק 1 – מאחר שגודל החלון נבחר כך שהשולח יכול להמשיך לשדר מסגרות בדיוק עד ה-timeout, ומאחר שאין שגיאות הרי שב-timeout כבר יתקבל ה-Ack הראשון וכך השולח יוכל להמשיך באופן רציף בשידור מסגרות. המקרה הפרטי של GBN המוצג בשאלה אינו הורס תכונה זו של הפרוטוקול – אם $p=0$ מתבצעות שליחות בלתי פוסקות של הודעות על הקו מבלי לחזור על אף הודעה פעמיים, ולכן בפרוטוקול II שהוצע הניצולת היא בדיוק 1 – כלומר הגבוהה ביותר שניתן להשיג.

לעומת זאת, בפרוטוקול I המוצג בשאלה לא מובטח שהניצולת תהיה 1, גם כאשר $p=0$: למשל, אם כל התחנות סיימו לשדר את ההודעה הראשונה שלהן, אך ה-Ack הראשון עדיין לא הגיע, אז תהיה המתנה כלשהי ל-Ack והניצולת תהיה קטנה ממש מ-1 (זה קורה כאשר מתקיים הקשר

$$S = \frac{nT_i}{T_i + \max\{(n-1)T_i, 2T_p\}}$$

, $(n-1)T_i < 2T_p$, והניצולת המדויקת עבור $p=0$ היא למעשה

כפי מתקבל מצבת $p=0$ בביטוי שפיתחנו עבור סעיף ב').

לסיכום, קיבלנו שעבור $p=0$ הניצולת של פרוטוקול II היא גבוהה (או שווה, במקרה שמתקיים $(n-1)T_i \geq 2T_p$) מהניצולת של פרוטוקול I.

ב. נחשב את הניצולת עבור הפרוטוקול הראשון:

תחילה נחשב את T_v - תוחלת הזמן לשידור מוצלח של הודעה בין שני מחשבים a_i, b_i .

$$T_t = T_i + \max\{(n-1)T_i, 2T_k\}$$

$$E(k) = \sum_{k=1}^{\infty} k \cdot P(k) = \sum_{k=1}^{\infty} k \cdot p^{k-1} (1-p) = \dots = \frac{1}{1-p}$$

$$T_v = T_t \cdot E(k) = (T_i + \max\{(n-1)T_i, 2T_k\}) \cdot \frac{1}{1-p}$$

לכן הניצולת של פרוטוקול I היא:

$$S = \frac{nT_i}{T_v} = \frac{nT_i(1-p)}{T_i + \max\{(n-1)T_i, 2T_p\}}$$

נחשב את הניצולת של הפרוטוקול השני:

נפריד לשני מקרים:

מקרה א' - $n=1$. במקרה זה הפרוטוקול זהה ל-GBN שתואר בהרצאות, והניצולת שלו היא:

$$S = \frac{1-p}{1+\beta \cdot p}$$

מקרה ב' - $n > 1$. מה שמיוחד במקרה זה הוא שבין כל חלון של מסגרות שמשודר ע"י תחנה מסוימת יש הפסקה של עוד חלון שלם לפחות. לכן, בניגוד ל-GBN המקורי, שבו עבור כל מסגרת שאובדת יש β מסגרות המשודרות סתם ונזרקות אפילו אם הגיעו בהצלחה, כאן עבור כל

מסגרת שאובדת רק המסגרות הבאות אחריה **באותו חלון** ישודרו סתם. לכן נוכל לחשב את הניצולת בצורה יחסית פשוטה: נחשב כמה מסגרות בממוצע מתקבלות מכל חלון, ונחלק מספר זה במספר המסגרות בחלון. נסמן ב- X מ"מ המתאר את מספר המסגרות שהתקבלו מתוך חלון מסוים. אזי X שווה למספר המסגרות ששודרו לפני המסגרת הראשונה שאבדה באותו חלון. לכן ההתפלגות של X היא:

$$\Pr(X = k) = \begin{cases} (1-p)^k p & 0 \leq k < \beta + 1 \\ (1-p)^{\beta+1} & k = \beta + 1 \end{cases}$$

$$\Downarrow$$

$$\begin{aligned} E(X) &= \sum_{k=0}^{\beta+1} k \cdot \Pr(X = k) = \sum_{k=0}^{\beta} k \cdot (1-p)^k p + (\beta+1)(1-p)^{\beta+1} = \\ &= p(1-p) \cdot \sum_{k=0}^{\beta} k \cdot (1-p)^{k-1} + (\beta+1)(1-p)^{\beta+1} = \\ &= p(1-p) \cdot \left(-\sum_{k=0}^{\beta} (1-p)^k \right)' + (\beta+1)(1-p)^{\beta+1} = \\ &= -p(1-p) \cdot \left(\frac{1 \cdot [(1-p)^{\beta+1} - 1]}{1-p-1} \right)' + (\beta+1)(1-p)^{\beta+1} = \\ &= -p(1-p) \cdot \left(\frac{1 - (1-p)^{\beta+1}}{p} \right)' + (\beta+1)(1-p)^{\beta+1} = \\ &= -p(1-p) \cdot \frac{-(\beta+1)(1-p)^{\beta} (-1)p - [1 - (1-p)^{\beta+1}]}{p^2} + (\beta+1)(1-p)^{\beta+1} = \\ &= -(1-p) \cdot \frac{(\beta+1)(1-p)^{\beta} p - 1 + (1-p)^{\beta+1}}{p} + (\beta+1)(1-p)^{\beta+1} = \\ &= -(1-p) \cdot \frac{(\beta+1)(1-p)^{\beta} p}{p} - (1-p) \cdot \frac{-1 + (1-p)^{\beta+1}}{p} + (\beta+1)(1-p)^{\beta+1} = \\ &= -(\beta+1)(1-p)^{\beta+1} - (1-p) \cdot \frac{(1-p)^{\beta+1} - 1}{p} + (\beta+1)(1-p)^{\beta+1} = \\ &= \frac{[1 - (1-p)^{\beta+1}](1-p)}{p} \end{aligned}$$

$E(X)$ הוא ממוצע מספר המסגרות המתקבל מכל חלון, ולכן הניצולת במקרה זה היא:

$$S = \frac{E(X)}{\beta+1} = \frac{[1 - (1-p)^{\beta+1}](1-p)}{p(\beta+1)}$$

הערה: הביטוי הזה אינו מוגדר עבור $p=0$ (גם המונה וגם המכנה מתאפסים) בעקבות אחת ההנחות שעשינו בפיתוח הסכימה. אבל עדיין ניתן לחשב את הניצולת עבור $p=0$ ע"י חישוב הגבול של הביטוי S , כלומר:

$$\begin{aligned} S_{p=0} &= \lim_{p \rightarrow 0} S = \lim_{p \rightarrow 0} \frac{[1 - (1-p)^{\beta+1}](1-p)}{p(\beta+1)} = \lim_{p \rightarrow 0} \frac{1 - (1-p)^{\beta+1}}{p(\beta+1)} = \\ &= \lim_{p \rightarrow 0} \frac{-(\beta+1)(1-p)^{\beta} (-1)}{(\beta+1)} = \lim_{p \rightarrow 0} (1-p)^{\beta} = 1 \end{aligned}$$

כלומר קיבלנו שעבור $p=0$ אכן מתקבל שהניצולת היא 1 (sanity check).

לסיכום, הניצולת של פרוטוקול II היא:

$$S = \begin{cases} \frac{1-p}{1+\beta \cdot p} & n = 1 \\ \frac{[1-(1-p)^{\beta+1}](1-p)}{p(\beta+1)} & n > 1 \end{cases}$$

שאלה 2

שאלה זו עוסקת בפרוטוקול SR.

בין שתי תחנות A ו-B ישנם שני ערוצים, אחד אמין יותר והשני אמין פחות. בערוץ האמין יותר הסיכוי לשגיאה במסגרת מידע הינו P ובערוץ השני הסיכוי לשגיאה הוא 2P. בשני הערוצים אין שגיאות בחיויים. זמן ההתפשטות על שני הערוצים זהה ושווה ל- T_p , זמן שידור החיווי וזמן עיבוד ההודעה ביעד זניחים. הפרוטוקול בין שתי התחנות: A משדרת מסגרת מידע ל-B על הערוץ הפחות אמין. במקרה ולא מתקבל חיווי תוך זמן קצוב, A משדרת את אותה המסגרת על הערוץ האמין יותר. תחנה A משדרת על הערוץ הפחות אמין בלי להפסיק (ניתן להניח שתמיד יש לה מה לשדר). על הערוץ האמין יותר עובדים לפי Selective Repeat. נתון כי קצב השידור על הערוץ הפחות אמין הינו $R [bit/sec]$.

- מהו קצב המידע שמועבר לשכבת הרשת בתחנה B מהערוץ הפחות אמין?
- מהו קצב השידור הדרוש על הערוץ האמין כדי שבמוצע לא ייווצר גודש, כלומר, שלא ייווצר מצב שתחנה A לא מספיקה לשדר על הערוץ האמין את כל החבילות שנכשלו על הערוץ הפחות אמין?
- מהו גודל החוצץ (ביחידות של מספר הודעות) שצריך להקצות בתחנה A ע"מ להבטיח העברה של כל ההודעות לתחנה B (ללא זריקת הודעות בתחנה A).

פתרון שאלה 2

א. קצב השידור על הערוץ הלא אמין הוא R. מאחר שההסתברות שהודעה אכן תגיע ל-B בערוץ זה היא $1-2P$, הרי שקצב המידע המועבר לשכבת הרשת בתחנה B הוא $R(1-2P)$.

ב. קצב ההודעות העוברות לטיפולו של הערוץ האמין, לאחר שנכשלו בערוץ הפחות אמין, הוא $2PR$. לכן, על מנת שערוץ זה יעמוד בעומס קבלת ההודעות ולא ייווצר גודש, צריך לדאוג שקצב ההודעות שהוא משדר בהצלחה יהיה לפחות $2PR$. נסמן ב- \hat{R} את קצב השידור על הערוץ האמין. מאחר שההסתברות להצלחת שידור בערוץ זה היא $1-P$, הרי שקצב ההודעות שהוא משדר בהצלחה הוא $\hat{R}(1-P)$. כאמור קצב זה צריך להיות גדול או שווה ל- $2PR$, ולכן על מנת

$$\hat{R} \geq \frac{2PR}{1-P}$$

שלא ייווצר גודש צריך להתקיים

ניסוח השאלה מבקש להבטיח העברה של כל ההודעות לתחנה B, ללא זריקת הודעות בתחנה A – אפילו לא בהסתברות קטנה מסוימת. מאחר שתמיד יש הסתברות לכישלון בשליחת הודעה מסוימת גם על הערוץ האמין, לא ניתן להבטיח שאחרי מספר קבוע כלשהו של ניסיונות הודעה בטוח תגיע בהצלחה לתחנה B, ומכאן שלכל מספר $k > 0$ קיימת הסתברות גדולה ממש מאפס שברגע נתון יהיו לפחות k הודעות שעדיין לא עברו בהצלחה לתחנה B. כל ההודעות האלה חייבות להישמר בינתיים בחוצץ בתחנה A עד שיעברו בהצלחה, ולכן קיבלנו שגודל החוצץ אינו חסום:

$$\text{צריכים להקצות חוצץ אינסופי בתחנה A}$$

שאלה 3

נתונות שתי תחנות A ו-B המנהלות ביניהן פרוטוקול קוי S&W. במקרה שמסגרת כלשהיא לא מתקבלת בתחנה B בצורה תקינה לאחר d ניסיונות, תחנה A מפסיקה לחלוטין את התקשורת (מפסיקה לשלוח מסגרות ולקבל חיוויים). הנח כי חיווי מגיע תמיד וללא שגיאה וזמן שידורו זניח. זמן שידור מסגרת מידע T_i , הסתברות אובדן חבילה P. זמן התפשטות מ-A ל-B הינו T_p (כנ"ל מ-B ל-A) ולתחנה A תמיד יש חבילות לשליחה.

- חשב את ההסתברות (P_{suc}) שמסגרת כלשהי לא תגרום להפסקת תקשורת ע"י A.
- מהי התוחלת ($E_{suc}(k)$) של מספר מסגרות שונות (ללא התחשבות בשידורים חוזרים של אותה מסגרת) שישודרו ע"י A לפני הפסקת התקשורת (לא כולל מסגרת שגרמה להפסקת התקשורת)?
- כמה זמן בממוצע (T_{end}) ישדר מסגרות עד להפסקת התקשורת?
- חשבו את הניצולת בזמן קיום התקשורת (מרגע התחלתה ועד רגע הפסקתה). ניתן לבטא את תשובתכם כפונקציה של הפרמטרים הנתונים ותוצאות הסעיפים הקודמים (אין צורך להציב).

פתרון שאלה 3

- על מנת שמסגרת כלשהי כן תגרום להפסקת תקשורת, צריכה להתרחש שגיאה בהעברתה בכל אחד מ-d הניסיונות שהוקצבו לה, ולכן ההסתברות לכך היא P^d . לכן ההסתברות שמסגרת כלשהי לא תגרום להפסקת תקשורת ע"י A היא $P_{suc} = 1 - P^d$.
- נסמן ב- P_k את ההסתברות לכך שישודרו בדיוק k מסגרות שונות ע"י A לפני הפסקת התקשורת. כדי שמצב זה יתקיים, A צריך להצליח לשדר את k המסגרות הראשונות, ולא להצליח לשדר את המסגרת ה- k+1. לכן מתקיים $P_k = (P_{suc})^k (1 - P_{suc})$. לכן תוחלת מספר המסגרות השונות שישודרו ע"י האלגוריתם היא:

$$E_{suc}(k) = \sum_{k=0}^{\infty} k \cdot P_k = \sum_{k=0}^{\infty} k (P_{suc})^k (1 - P_{suc}) = (1 - P_{suc}) P_{suc} \sum_{k=0}^{\infty} k (P_{suc})^{k-1} =$$

$$= (1 - P_{suc}) P_{suc} \left(\sum_{k=0}^{\infty} P_{suc}^k \right)' = (1 - P_{suc}) P_{suc} \left(\frac{1}{1 - P_{suc}} \right)' = (1 - P_{suc}) P_{suc} \frac{1}{(1 - P_{suc})^2}$$

$$E_{suc}(k) = \frac{P_{suc}}{1 - P_{suc}} = \frac{1 - P^d}{P^d} \text{ - כלומר קיבלנו ש-}$$

- נשים לב שהזמן הממוצע עד להפסקת התקשורת שווה למספר המסגרות הממוצע המשודר ע"י A כפול הזמן הממוצע הלוקח ל-A לשדר מסגרת ועוד הזמן שלוקח עד שמתברר שלא הצלחנו להעביר את המסגרת האחרונה. הזמן הממוצע הלוקח ל-A לשדר מסגרת שווה לזמן שידור מסגרת אחת עד שמתקבל עליה חיווי ($T_i = T_i + 2T_p$) כפול מספר הפעמים במוצע שלוקח לשדר מסגרת אחת. מאחר שאנו יודעים שכל מסגרת שהתקבלה שודרה לכל היותר d פעמים, הרי שלכל $1 \leq k \leq d$ ההסתברות שמספר הפעמים X שלוקח לשדר את המסגרת שווה ל-k היא (לפי כלל בייס):

$$P(X = k | 1 \leq X \leq d) = \frac{P(1 \leq X \leq d | X = k) \cdot P(X = k)}{P(X \leq d)} = \frac{1 \cdot P^{k-1} (1 - P)}{1 - P^d}$$

תוחלת מספר הפעמים X שלוקח לשדר מסגרת אחת היא:

$$\begin{aligned}
 E(k) &= \sum_{k=1}^d k \cdot P(X = k | 1 \leq k \leq d) = \sum_{k=1}^d k \cdot \frac{P^{k-1}(1-P)}{1-P^d} = \frac{1-P}{1-P^d} \sum_{k=1}^d k \cdot P^{k-1} = \\
 &= \frac{1-P}{1-P^d} \left(\sum_{k=0}^d P^k \right)' = \frac{1-P}{1-P^d} \cdot \left(\frac{1 \cdot (P^{d+1} - 1)}{P-1} \right)' = \frac{1-P}{1-P^d} \cdot \left(\frac{1-P^{d+1}}{1-P} \right)' \\
 &= \frac{1-P}{1-P^d} \cdot \frac{-(d+1)P^d(1-P) + 1 \cdot (1-P^{d+1})}{(1-P)^2} = \frac{-(d+1)P^d + (d+1)P^{d+1} + 1 - P^{d+1}}{(1-P^d)(1-P)} = \\
 &= \frac{-(d+1)P^d + dP^{d+1} + 1}{(1-P^d)(1-P)} = \frac{dP^{d+1} - dP^d - P^d + 1}{(1-P^d)(1-P)} = \frac{dP^d(P-1) + (1-P^d)}{(1-P^d)(1-P)} = \\
 &= \frac{dP^d(P-1)}{(1-P^d)(1-P)} + \frac{(1-P^d)}{(1-P^d)(1-P)} = \frac{1}{1-P} - \frac{dP^d}{(1-P^d)}
 \end{aligned}$$

ולכן הזמן הממוצע שלוקח עד הפסקת התקשורת הוא:

$$\begin{aligned}
 T_{end} &= E_{suc}(k) \cdot T_t \cdot E(k) + dT_t = \\
 &= \frac{1-P^d}{P^d} \cdot (T_i + 2T_p) \cdot \left(\frac{1}{1-P} - \frac{dP^d}{(1-P^d)} \right) + d \cdot (T_i + 2T_p) = \\
 &= \frac{1-P^d}{P^d} \cdot (T_i + 2T_p) \cdot \frac{1}{1-P} - \frac{1-P^d}{P^d} \cdot (T_i + 2T_p) \cdot \frac{dP^d}{(1-P^d)} + d \cdot (T_i + 2T_p) = \\
 &= \frac{1-P^d}{P^d} \cdot (T_i + 2T_p) \cdot \frac{1}{1-P} - d \cdot (T_i + 2T_p) + d \cdot (T_i + 2T_p) = \frac{1-P^d}{P^d} \cdot (T_i + 2T_p) \cdot \frac{1}{1-P}
 \end{aligned}$$

ולסיכום הזמן הממוצע עד הפסקת התקשורת הוא:

$$T_{end} = \frac{1-P^d}{P^d} \cdot \frac{T_i + 2T_p}{1-P}$$

ד. הניצולת של הפרוטוקול בזמן קיום התקשורת שווה למספר ההודעות שודרו כפול זמן שידור הודעה (T_i) חלקי הזמן הכולל שהודעות אלה שודרו בו (T_{end}). כלומר:

$$S = \frac{T_i \cdot E_{suc}(k)}{T_{end}} = \frac{T_i \cdot \frac{1-P^d}{P^d}}{\frac{1-P^d}{P^d} \cdot \frac{T_i + 2T_p}{1-P}} = \frac{T_i(1-P)}{T_i + 2T_p}$$

ניתן לראות שניצולת זו שווה בדיוק לניצולת של פרוטוקול S&W שנלמד בהרצאות, וזה הגיוני כיוון שכל עוד התקשורת לא נותקה A משתמש בדיוק בפרוטוקול זה.

שאלה 4

נתון פרוטוקול דמוי GBN: תחנה A שולחת מסגרות לתחנה B לפי הסדר. עבור כל מסגרת שתחנה A שולחת היא מאתחלת מונה זמן וברגע שחיווי על מסגרת מסוימת לא מגיעה תוך הזמן הקצוב T_{out} , A עוברת לשלוח רק את המסגרת הזאת, עד שהחיווי עליה מתקבל, ואז חוזרת לשלוח את המסגרות הבאות. כל מסגרת המתקבלת ע"י B שלא לפי הסדר נזרקת. בהסתברות P מסגרת מידע לא מגיעה תקינה, חיוויים תמיד מגיעים בהצלחה. זמן שידור מסגרת מידע הינו T_i , זמן עיבוד המסגרת ושידור החיווי זנית.

- כמה זמן בממוצע נמשך שידור רציף של אותה מסגרת (החל מרגע גילוי הכישלון ע"י התחנה השולחת)?
- מהי ניצולת הפרוטוקול?

פתרון שאלה 4

הערה: הגודל T_p המייצג זמן התפשטות אינו נתון בשאלה. ייתכן והכוונה בנתונים הייתה ש-
 $T_{out} = 2T_p$ כמו שמקובל לבחור, אך לא הצבנו זאת ובכל זאת השתמשנו ב- $2T_p$ כשהרגשנו צורך.

א. מרגע גילוי הכישלון של מסגרת כלשהי, מספר הפעמים שהיא תשודר עד שתגיע בהצלחה ל- B יהיה בממוצע $\frac{1}{1-P}$ (תוחלת של התפלגות גיאומטרית). מאחר שהיא משודרת שוב ושוב ברצף, וכל שידור שלה לוקח T_i יחידות זמן, הזמן הממוצע עד שהמסגרת תגיע ל- B לראשונה יהיה $T_i \cdot \frac{1}{1-P}$. מאותו רגע, שידורה הרציף של המסגרת יימשך עד קבלת ה- Ack עליה – לאחר $2T_p$ יחידות זמן. לכן, מרגע גילוי הכישלון ע"י התחנה השולחת, שידורה הרציף של אותה מסגרת

יימשך בממוצע $\frac{T_i}{1-P} + 2T_p$ יחידות זמן.

ב. נבצע ניתוח דומה לזה שבוצע בהרצאה עבור פרוטוקול GBN: עבור כל חבילה i , נסמן ב- t_i את השידור הראשון של מסגרת המכילה חבילה זו לאחר שידורה של חבילה $i-1$ שהתקבלה או שתקבל ע"י התחנה המקבלת. נסמן ב- γ_i את מספר המסגרות שנשלחו באינטרוול $[t_i, t_{i+1})$, ונסמן ב- γ את התוחלת של γ_i . נסמן ב- X את מספר הפעמים שצריך לשדר את המסגרות עם חבילה i באינטרוול $[t_i, t_{i+1})$ עד הראשונה מביניהן שמתקבלת (לא כולל מסגרות הסרק ששודרו לאחר זו שהתקבלה כיוון שעדיין לא הגיע חייווי מוצלח). X הוא משתנה מקרי עם התפלגות גיאומטרית, כלומר $\Pr(X = k) = P^{k-1}(1-P)$. נשים לב שאם $X=1$, אזי המסגרת ה- i שודרה רק פעם אחת ולכן היא היחידה ששודרה באינטרוול $[t_i, t_{i+1})$. אולם אם $X > 1$, אזי שודר אחריה פעם אחת חלון שלם של מסגרות, ובסיומו (לאחר זמן T_{out}) המסגרת ה- i שודרה $X-1$ פעמים עד

וכולל השידור שהצליח, ולאחר מכן עוד $\frac{2T_p}{T_i}$ פעמים עד שהתקבל החיווי בתחנה A. מספר

המסגרות ב"חלון של מסגרות" הוא $1 + \frac{T_{out}}{T_i}$, ולכן אם נסמן ב- n_k את מספר המסגרות המשודר באינטרוול $[t_i, t_{i+1})$ במידה ו- $X = k$ הרי שמתקיים:

$$n_k = \begin{cases} 1 & \text{if } k = 1 \\ k + \frac{T_{out}}{T_i} + \frac{2T_p}{T_i} & \text{otherwise} \end{cases}$$

⇓

$$\begin{aligned} \gamma &= \sum_{k=1}^{\infty} n_k \cdot \Pr(X = k) = 1 \cdot (1-P) + \sum_{k=2}^{\infty} \left(k + \frac{T_{out}}{T_i} + \frac{2T_p}{T_i} \right) \cdot P^{k-1} (1-P) = \\ &= 1-P + (1-P) \left(\frac{T_{out} + 2T_p}{T_i} \right) \sum_{k=2}^{\infty} P^{k-1} + (1-P) \sum_{k=2}^{\infty} k \cdot P^{k-1} = \\ &= 1-P + (1-P) \left(\frac{T_{out} + 2T_p}{T_i} \right) \cdot \frac{P}{1-P} + (1-P) \sum_{k=0}^{\infty} k \cdot P^{k-1} - (1-P) = \\ &= \left(\frac{T_{out} + 2T_p}{T_i} \right) P + (1-P) \left(\sum_{k=0}^{\infty} P^k \right)' = \\ &= \left(\frac{T_{out} + 2T_p}{T_i} \right) P + (1-P) \left(\frac{1}{1-P} \right)' = \\ &= \left(\frac{T_{out} + 2T_p}{T_i} \right) P + (1-P) \frac{1}{(1-P)^2} = \\ &= \left(\frac{T_{out} + 2T_p}{T_i} \right) P + \frac{1}{1-P} \end{aligned}$$

לפי ההגדרות שנתנו ניצולת הפרוטוקול היא $\frac{1}{\gamma}$, כלומר:

$$S = \left[\left(\frac{T_{out} + 2T_p}{T_i} \right) P + \frac{1}{1-P} \right]^{-1} = \left[\frac{(T_{out} + 2T_p)P(1-P) + T_i}{T_i(1-P)} \right]^{-1}$$

$$S = \frac{T_i(1-P)}{(T_{out} + 2T_p)P(1-P) + T_i} \text{ ובסה"כ הניצולת של הפרוטוקול היא}$$

תורת התורים

מתייחסים לקו תקשורת כתור המכיל חבילות שמגיעות באקראי מקווים שכנים, כאשר לכל חבילה יש זמן שירות שבו המשדר משדר אותה (תלוי בקצב השידור ובאורך החבילה). תורת התורים מאפשרת לנתח את התנהגות התור שתלוי בתהליך הגעת החבילות (התפלגות זמני ההגעה), תהליך השרות (התפלגות זמני השרות כתלות באורך ההודעות) ומספר השרותים וסוג השרות.

תור M/M/1

מאופיין ע"י:

- החבילות נכנסות לתור בקצב כניסה המפולג פוא שרת 1
- שירות פואסוני
- הגעה פואסונית

- קצב השירות מפולג פואסוני.
- קיים שרת יחיד.
- התור יכול להכיל מספר אינסופי של לקוחות ממתינים.
- החבילות מטופלות לפי גישת שירות FIFO.

מצב יציב – ההסתברות שמש' הלקוחות יקבלו שירות הוא n והיא לא משתנה כפונקציה של הזמן (כלומר התור לא מתפוצץ). המצב היציב מושג אם ורק אם מתקיים כי $P_n = \lim_{t \rightarrow \infty} P_n(t)$. מערכת יציבה היא מערכת שמתקיים בה מצב יציב.

$$\lambda < \mu \Leftrightarrow \frac{\lambda}{\mu} \equiv \rho < 1 \text{ הוא } M/M/1 \text{ מסוג}$$

משפט ליטל – עבור כל מערכת תורים מתקיים $\bar{N} = \bar{\lambda} \cdot \bar{T}$ כאשר:

- $\bar{N} = E(N)$ - מספר צרכנים ממוצע במערכת (כולל אלו הממתינים לשירות ואלו המקבלים שירות כעת).
- $\bar{\lambda} = E(\lambda)$ - קצב הגעה ממוצע למערכת (לא כולל הלקוחות שעוזבים מבלי לקבל שירות).
- $\bar{T} = E(T)$ - זמן שהיה ממוצע במערכת (מרגע ההגעה למערכת עד סיום השירות והיציאה ממנה).

כאשר יש שרת יחיד, הדרך הנכונה לחישוב מספר הלקוחות בתור:

$$N_Q = \sum_{k=1}^{\infty} [(k-1) \cdot P_k] = \sum_{k=1}^{\infty} k \cdot P_k - \sum_{k=1}^{\infty} P_k = \left(\sum_{k=1}^{\infty} k \cdot P_k \right) - (1 - P_0) = \bar{N} - (1 - P_0)$$

עבור מערכת M/M/1 (μ קבוע) ידוע כי $1 - P_0 = \frac{\lambda}{\mu}$ התוצאה מתאימה לכתוב מעלה:

$$T_{Q,M/M/1} = \frac{N_Q}{\lambda} = \frac{1}{\lambda} \left(\bar{N} - \frac{\lambda}{\mu} \right) = \frac{\bar{N}}{\lambda} - \frac{1}{\mu} = \bar{T} - \frac{1}{\mu}$$

שלבבים בפתרון בעיה בתורת התורים

1. אפיון המערכת ביחס ל-M/M/K/N (K - מס' שרתים, N - מס' לקוחות מקסימלי).
2. הגדרת מצבי המערכת (כמה לקוחות במערכת).
3. זיהוי הקצבים למעבר בין מצבים.
4. שרטוט דיאגרמת מצבים.
5. הרכבת ופתרון מערכת משוואות באמצעות $\sum_{k=0}^{\infty} P_k = 1$ ומשוואות החתכים (קצב המעבר אל תוך החתך שווה לקצב המעבר מחוץ לחתך).
כלל אצבע – בוחרים חתכים שחותכים מס' מינימלי של קשתות.

$$6. \text{ חישוב } \bar{N} = \sum_{k=0}^{\infty} k \cdot P_k \text{ ו- } \bar{\lambda} = \sum_{k=0}^{\infty} \lambda_k \cdot P_k$$

$$7. \text{ שימוש במשפט ליטל - } \bar{T} = \frac{\bar{N}}{\lambda}$$

תורת התורים – שאלה לדוגמה

בקפיטריה של הפקולטה ישנה מכונת קפה העובדת בקצב המתפלג פואסונית עם ממוצע μ . הלקוחות מגיעים לשתות קפה בקצב המתפלג אף הוא פואסונית עם ממוצע λ . לקוח שמגיע לקנות קפה ומגלה שיש כבר 2 אנשים המחכים בתור ילך לקפיטריה אחרת.

הנהלת הקפיטריה החליטה להגדיל את המכירות והוצעו שני פתרונות:

- I. להוסיף מכונת קפה נוספת מאותו סוג כמו המכונה הקיימת, כאשר התור הוא תור אחד משותף לשתיהן.
- II. להחליף את המכונה הקיימת במכונה חדשה העובדת בקצב כפול.

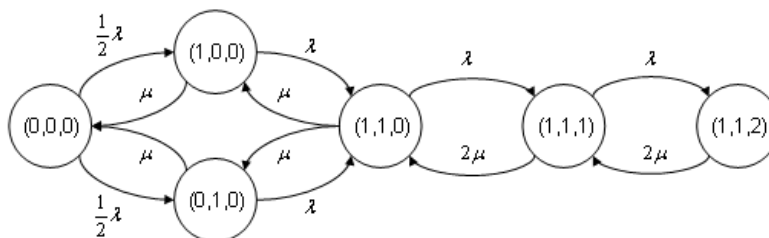
- א. ציירו את הדיאגרמות עבור כל אחת מהאופציות החדשות.
- ב. חישבו את הסתברויות המצב היציב בשני המקרים.
- ג. באיזה משתי האופציות זמן ההמתנה הממוצע בתור של לקוח שהחליט להישאר יהיה קצר יותר?

פתרון

סעיף א'

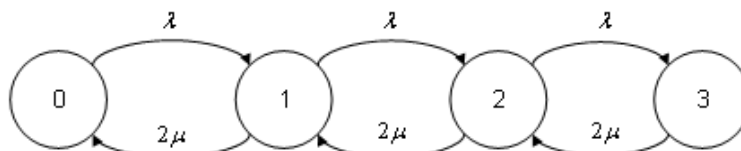
עבור פתרון I:

נגדיר כל אחד מהמצבים בדיאגרמה ע"י שלשה (x,y,z) שבה x הוא מספר האנשים שמקבלים כרגע שירות ממכונה א' (0 או 1), y הוא מספר האנשים המקבלים כרגע שירות ממכונה ב' (0 או 1) ו- z הוא מספר האנשים המחכים בתור (0 עד 2).



עבור פתרון II:

נגדיר כל אחד מהמצבים בדיאגרמה ע"י מספר שיתאר את מספר האנשים הכולל במערכת.



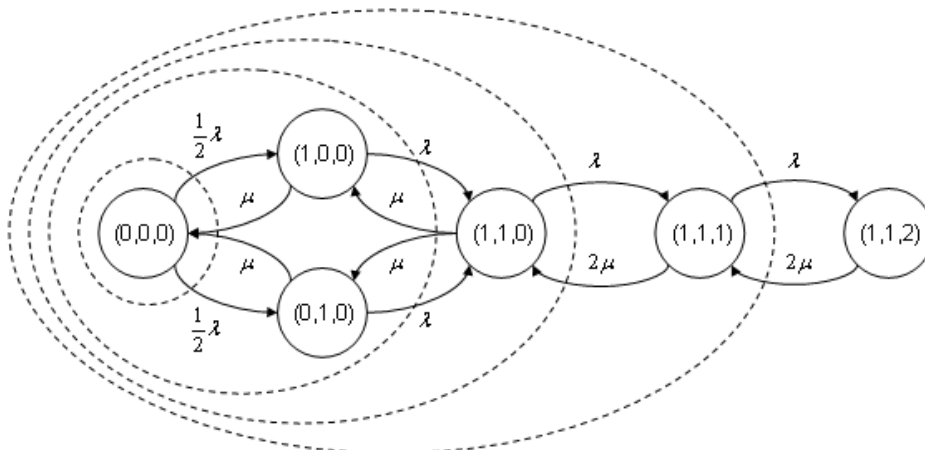
סעיף ב'

עבור פתרון I:

נסמן ב- P_i את ההסתברות שבמצב היציב יש i אנשים במערכת. אזי מתקיים:

$$P_{(0,0,0)} = P_0; \quad P_{(1,0,0)} = P_{(0,1,0)} = \frac{1}{2} P_1; \quad P_{(1,1,0)} = P_2; \quad P_{(1,1,1)} = P_3; \quad P_{(1,1,2)} = P_4$$

נגדיר את החתכים הבאים:



מאחר שמדובר במצב יציב, הרי שקצב היציאה מכל חתך שווה לקצב הכניסה אליו. נסמן $\rho = \frac{\lambda}{\mu}$

ונקבל:

$$\left. \begin{aligned} \lambda P_0 &= 2\mu \frac{1}{2} P_1 \\ 2\lambda \frac{1}{2} P_1 &= 2\mu P_2 \\ \lambda P_2 &= 2\mu P_3 \\ \lambda P_3 &= 2\mu P_4 \end{aligned} \right\} \Rightarrow \left. \begin{aligned} P_1 &= \rho P_0 \\ P_2 &= \frac{1}{2} \rho P_1 \\ P_3 &= \frac{1}{2} \rho P_2 \\ P_4 &= \frac{1}{2} \rho P_3 \end{aligned} \right\} \Rightarrow \left. \begin{aligned} P_1 &= \rho P_0 \\ P_2 &= \frac{1}{2} \rho^2 P_0 \\ P_3 &= \frac{1}{4} \rho^3 P_0 \\ P_4 &= \frac{1}{8} \rho^4 P_0 \end{aligned} \right.$$

נציב ערכים אלו בקשר המאפיין את ההסתברויות:

$$\sum_{i=0}^4 P_i \Rightarrow P_0 + \rho P_0 + \frac{1}{2} \rho^2 P_0 + \frac{1}{4} \rho^3 P_0 + \frac{1}{8} \rho^4 P_0 = 1$$

$$P_0 = \frac{1}{1 + \rho + \frac{1}{2} \rho^2 + \frac{1}{4} \rho^3 + \frac{1}{8} \rho^4} = \frac{8}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4}$$

נפתח את המכנה לפי סכום סדרה הנדסית ונקבל:

$$P_0 = \frac{1}{1 + \rho + \frac{1}{2} \rho^2 + \frac{1}{4} \rho^3 + \frac{1}{8} \rho^4} = \frac{1}{1 + \sum_{i=1}^4 \frac{\rho^i}{2^{i-1}}} = \frac{1}{1 + \rho \sum_{i=1}^4 \left(\frac{\rho}{2}\right)^{i-1}} = \frac{1}{1 + \rho \left(\left(\frac{\rho}{2}\right)^4 - 1 \right)}$$

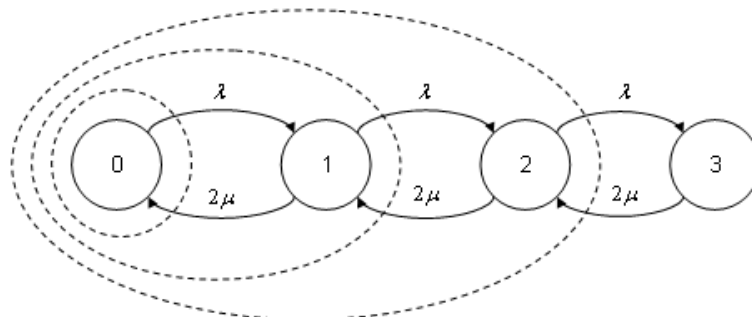
ולסיכום נקבל שעבור פתרון | הסתברויות המצב היציב הן:

$P_0 = \frac{8}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} = \frac{8\mu^4}{8\mu^4 + 8\mu^3\lambda + 4\mu^2\lambda^2 + 2\mu\lambda^3 + \lambda^4}$
$P_1 = \frac{8\rho}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} = \frac{8\mu^3\lambda}{8\mu^4 + 8\mu^3\lambda + 4\mu^2\lambda^2 + 2\mu\lambda^3 + \lambda^4}$
$P_2 = \frac{4\rho^2}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} = \frac{4\mu^2\lambda^2}{8\mu^4 + 8\mu^3\lambda + 4\mu^2\lambda^2 + 2\mu\lambda^3 + \lambda^4}$
$P_3 = \frac{2\rho^3}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} = \frac{2\mu\lambda^3}{8\mu^4 + 8\mu^3\lambda + 4\mu^2\lambda^2 + 2\mu\lambda^3 + \lambda^4}$
$P_4 = \frac{\rho^4}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} = \frac{\lambda^4}{8\mu^4 + 8\mu^3\lambda + 4\mu^2\lambda^2 + 2\mu\lambda^3 + \lambda^4}$

עבור פתרון II:

נסמן ב- P_i את ההסתברות שבמצב היציב יש i אנשים במערכת.

נגדיר את החתכים הבאים:



מאחר שמדובר במצב יציב, הרי שקצב היציאה מכל חתך שווה לקצב הכניסה אליו. נסמן $\rho = \frac{\lambda}{\mu}$

ונקבל:

$$\left. \begin{array}{l} \lambda P_0 = 2\mu P_1 \\ \lambda P_1 = 2\mu P_2 \\ \lambda P_2 = 2\mu P_3 \end{array} \right\} \Rightarrow \left. \begin{array}{l} P_1 = \frac{1}{2}\rho P_0 \\ P_2 = \frac{1}{2}\rho P_1 \\ P_3 = \frac{1}{2}\rho P_2 \end{array} \right\} \Rightarrow \left. \begin{array}{l} P_1 = \frac{1}{2}\rho P_0 \\ P_2 = \frac{1}{4}\rho^2 P_0 \\ P_3 = \frac{1}{8}\rho^3 P_0 \end{array} \right\}$$

נציב ערכים אלו בקשר המאפיין את ההסתברויות:

$$\sum_{i=0}^3 P_i \Rightarrow P_0 + \frac{1}{2}\rho P_0 + \frac{1}{4}\rho^2 P_0 + \frac{1}{8}\rho^3 P_0 = 1$$

$$P_0 = \frac{1}{1 + \frac{1}{2}\rho + \frac{1}{4}\rho^2 + \frac{1}{8}\rho^3} = \frac{8}{8 + 4\rho + 2\rho^2 + \rho^3}$$

ולסיכום נקבל שעבור פתרון II הסתברויות המצב היציב הן:

$P_0 = \frac{8}{8 + 4\rho + 2\rho^2 + \rho^3} = \frac{8\mu^3}{8\mu^3 + 4\mu^2\lambda + 2\mu\lambda^2 + \lambda^3}$
$P_1 = \frac{4\rho}{8 + 4\rho + 2\rho^2 + \rho^3} = \frac{4\mu^2\lambda}{8\mu^3 + 4\mu^2\lambda + 2\mu\lambda^2 + \lambda^3}$
$P_2 = \frac{2\rho^2}{8 + 4\rho + 2\rho^2 + \rho^3} = \frac{2\mu\lambda^2}{8\mu^3 + 4\mu^2\lambda + 2\mu\lambda^2 + \lambda^3}$
$P_3 = \frac{\rho^3}{8 + 4\rho + 2\rho^2 + \rho^3} = \frac{\lambda^3}{8\mu^3 + 4\mu^2\lambda + 2\mu\lambda^2 + \lambda^3}$

סעיף ג'

נסמן ב- T את זמן השהייה של לקוח במערכת, ב- N את מספר הלקוחות הנמצאים כרגע במערכת, כולל אלה המקבלים שירות וב- λ^* את קצב ההגעה למערכת (לא כולל לקוחות שעוזבים מבלי לקבל

$$\text{שירות). לפי משפט Little מתקיים: } E(T) = \frac{E(N)}{E(\lambda^*)}$$

נסמן ב- T_{wait} את זמן ההמתנה של לקוח במערכת (לא כולל הזמן שבו הוא מקבל שירות), וב- $T_{service}$ את זמן קבלת השירות. לכל לקוח מתקיים הקשר $T_{wait} = T - T_{service}$, ולכן מליניאריות של

$$\text{תוחלת מתקיים } E(T_{wait}) = E(T) - E(T_{service})$$

עבור פתרון I:

ממוצע מספר הלקוחות הנמצאים בתור:

$$\begin{aligned} E(N) &= \sum_{n=0}^4 n \cdot P(N=n) = \sum_{n=0}^4 n \cdot P_n = 0 + \frac{8\rho}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} + \\ &+ \frac{2 \cdot 4\rho^2}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} + \frac{3 \cdot 2\rho^3}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} + \frac{4 \cdot \rho^4}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} = \\ &= \frac{8\rho + 8\rho^2 + 6\rho^3 + 4\rho^4}{8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3 + \rho^4} \end{aligned}$$

קצב ההגעה הממוצע למערכת:

$$\begin{aligned}
 E(\lambda^*) &= \sum_{n=0}^4 \lambda_n \cdot P(N=n) = \sum_{n=0}^4 \lambda_n \cdot P_n = \frac{\lambda \cdot 8}{8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3+\rho^4} \\
 &+ \frac{\lambda \cdot 8\rho}{8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3+\rho^4} + \frac{\lambda \cdot 4\rho^2}{8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3+\rho^4} + \\
 &+ \frac{\lambda \cdot 2\rho^3}{8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3+\rho^4} + \frac{0 \cdot \rho^4}{8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3+\rho^4} = \\
 &= \frac{\lambda(8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3)}{8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3+\rho^4}
 \end{aligned}$$

זמן שהייה הממוצע של לקוח במערכת (לפי משפט Little):

$$E(T) = \frac{E(N)}{E(\lambda)} = \frac{8\rho+8\rho^2+6\rho^3+4\rho^4}{\lambda(8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3)}$$

↓

$$\begin{aligned}
 E(T_{wait,1}) &= E(T) - E(T_{service}) = \frac{8\rho+8\rho^2+6\rho^3+4\rho^4}{\lambda(8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3)} - \frac{1}{\mu} = \\
 &= \frac{8\rho+8\rho^2+6\rho^3+4\rho^4}{\mu\rho(8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3)} - \frac{1}{\mu} = \frac{8\rho+8\rho^2+6\rho^3+4\rho^4 - \rho(8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3)}{\mu\rho(8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3)} = \\
 &= \frac{8\rho+8\rho^2+6\rho^3+4\rho^4 - 8\rho - 8\rho^2 - 4\rho^3 - 2\rho^4}{\mu\rho(8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3)} = \frac{2\rho^2+2\rho^3}{\mu(8+8\rho+4\rho^2+2\rho^3)}
 \end{aligned}$$

עבור פתרון II:

ממוצע מספר הלקוחות הנמצאים בתור:

$$\begin{aligned}
 E(N) &= \sum_{n=0}^3 n \cdot P(N=n) = \sum_{n=0}^3 n \cdot P_n = 0 + \frac{4\rho}{8+4\rho+2\rho^2+\rho^3} + \frac{2 \cdot 2\rho^2}{8+4\rho+2\rho^2+\rho^3} + \\
 &+ \frac{3 \cdot \rho^3}{8+4\rho+2\rho^2+\rho^3} = \frac{4\rho+4\rho^2+3\rho^3}{8+4\rho+2\rho^2+\rho^3}
 \end{aligned}$$

קצב ההגעה הממוצע למערכת:

$$\begin{aligned}
 E(\lambda^*) &= \sum_{n=0}^4 \lambda_n \cdot P(N=n) = \sum_{n=0}^4 \lambda_n \cdot P_n = \frac{\lambda \cdot 8}{8+4\rho+2\rho^2+\rho^3} + \frac{\lambda \cdot 4\rho}{8+4\rho+2\rho^2+\rho^3} + \\
 &+ \frac{\lambda \cdot 2\rho^2}{8+4\rho+2\rho^2+\rho^3} + \frac{0 \cdot \rho^3}{8+4\rho+2\rho^2+\rho^3} = \frac{\lambda \cdot (8+4\rho+2\rho^2)}{8+4\rho+2\rho^2+\rho^3}
 \end{aligned}$$

זמן שהייה הממוצע של לקוח במערכת (לפי משפט Little):

$$E(T) = \frac{E(N)}{E(\lambda)} = \frac{4\rho+4\rho^2+3\rho^3}{\lambda(8+4\rho+2\rho^2)}$$

↓

$$\begin{aligned}
 E(T_{wait,2}) &= E(T) - E(T_{service}) = \frac{4\rho+4\rho^2+3\rho^3}{\lambda(8+4\rho+2\rho^2)} - \frac{1}{2\mu} = \\
 &= \frac{4\rho+4\rho^2+3\rho^3}{\mu\rho(8+4\rho+2\rho^2)} - \frac{1}{2\mu} = \frac{8\rho+8\rho^2+6\rho^3 - \rho(8+4\rho+2\rho^2)}{2\mu\rho(8+4\rho+2\rho^2)} = \\
 &= \frac{8\rho+8\rho^2+6\rho^3 - 8\rho - 4\rho^2 - 2\rho^3}{2\mu\rho(8+4\rho+2\rho^2)} = \frac{4\rho^2+4\rho^3}{2\mu\rho(8+4\rho+2\rho^2)} = \frac{2\rho+2\rho^2}{\mu(8+4\rho+2\rho^2)}
 \end{aligned}$$

נשווה בין שני זמני ההמתנה שקיבלנו:

$$\begin{aligned} E(T_{wait,2}) - E(T_{wait,1}) &= \frac{2\rho + 2\rho^2}{\mu(8 + 4\rho + 2\rho^2)} - \frac{2\rho^2 + 2\rho^3}{\mu(8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3)} = \\ &= \frac{(2\rho + 2\rho^2)(8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3) - (2\rho^2 + 2\rho^3)(8 + 4\rho + 2\rho^2)}{\mu(8 + 4\rho + 2\rho^2)(8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3)} = \\ &= \frac{(2\rho + 2\rho^2)[(8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3) - \rho(8 + 4\rho + 2\rho^2)]}{\mu(8 + 4\rho + 2\rho^2)(8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3)} = \\ &= \frac{(2\rho + 2\rho^2)[8]}{\mu(8 + 4\rho + 2\rho^2)(8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3)} = \frac{16\rho + 16\rho^2}{\mu(8 + 4\rho + 2\rho^2)(8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3)} \end{aligned}$$

נזכור ש- $\rho = \frac{\lambda}{\mu}$ ולכן $\rho > 0$. מכאן שמתקיים:

$$E(T_{wait,2}) - E(T_{wait,1}) = \frac{16\rho + 16\rho^2}{\mu(8 + 4\rho + 2\rho^2)(8 + 8\rho + 4\rho^2 + 2\rho^3)} > 0$$

והמסקנה היא:

$$\boxed{E(T_{wait,2}) > E(T_{wait,1})} \quad \boxed{\text{ולכן בפתרון הראשון זמן ההמתנה הממוצע של לקוח בתור קצר יותר}}$$

חלוקת ערוץ שידור משותף

קיימות שתי גישות לחלוקה בין תחנות עם ערוץ שידור משותף:

1. **הקצאה דינמית** – מאפשרת לכל תחנה להשתמש בכל נפח הערוץ כשיש לה מה לשדר. לצורך כך חייבים להשתמש בפרוטוקול שמסנכרן בין התחנות.
2. **הקצאה סטטית** – מחלקים את הערוץ לתת ערוצים לפי אחת משתי השיטות:
 - א. **FDM** – חלוקה לפי תדרים, כך שלכל תת ערוץ מוקצה תחום תדרים שונה עם קיבולת של $\frac{C}{N}$ (C – רוחב הערוץ, N – מס' התחנות).

- ב. **TDM** – חלוקה לערוצים לפי הזמן, כאשר כל תת ערוץ יקבל את כל הערוץ ל- $\frac{1}{N}$

זמן.

Packet Switching היא טכניקה להעברת תשדורות שבה לא מקצים מראש מסלול פיזי בין המקור ליעד, אלא כל אימת שיש למשתמש הודעה מוכנה למשלוח, היא נשלחת ומנותבת בין צמתים על גבי ערוצים שיתופיים, במסלול המתאים לאותו רגע. זאת בניגוד לשיטת Circuit Switching, שבה מוקצה קו תקשורת בלעדי בין שני צמתים למשך ההתקשרות.

MAC sub-layer

ברשתות עם ערוץ משותף לכמה תחנות, שכבת הקו אחראית להסדרת הגישה לערוץ כדי שהתחנות ישדרו בהצלחה למרות שיכולות להתרחש התנגשויות. התפקיד הזה נעשה ע"י תת שכבה של שכבת הקו שנקראת MAC sub-layer. במודל הרשת הזה, תהליך הופעת החבילות לשידור (חדשות או שידורים חוזרים) מפולג פואסוניית עם ממוצע G חבילות ליחידת זמן.

ניצולת בשכבת ה-MAC (S) – החלק של רוחב הפס שמוצל לשידור של מסגרות מוצלחות (מסגרות שאינן מתנגשות), כלומר הקצב שבו מסגרות מגיעות ליעדן לחלק בקצב השידור.

פרוטוקול ALOHA

כל תחנה רשאית לשדר מתי שהיא רוצה. אם מתגלה התנגשות בין מסגרות, מנסים שוב לאחר המתנה אקראית.

$$S = G \cdot e^{-2G} \text{ – ניצולת הפרוטוקול}$$

המקסימום מתקבל עבור $G = 0.5$ ושווה ל- $0.18 \approx \frac{1}{2}e^{-1}$.

פרוטוקול Slotted ALOHA

מחלקים את ציר הזמן לחריצים ברוחב של זמן שידור מסגרת, כאשר לתחנה מותר להתחיל לשדר רק בתחילתו של חריץ זמן.

הניצולת של הפרוטוקול שווה לתוחלת מס' השידורים המוצלחים שהתחילו עם תחילת חריץ i והיא שווה להסתברות שבמשך חריץ $i-1$ יש בדיוק תחנה אחת שרוצה להתחיל לשדר.

$$S = G \cdot e^{-G}$$

המקסימום מתקבל עבור $G = 1$ ושווה ל- $0.36 \approx e^{-1}$.

$$S = G \left(1 - \frac{G}{N}\right)^{N-1}$$

אם מספר התחנות סופי, נקבל כי הניצולת היא

ALOHA – דוגמה לשאלה

נתונה מערכת Aloha (not slotted) במערכת זו צומת אינו משדר מיד חבילה המגיעה אליו, אלא ממתין עד שמצטברות אצלו K חבילות ואז הוא משדרן בזו אחר זו (ברציפות). חבילות המעורבות בהתנגשות משודרות מחדש לאחר זמן אקראי, אך שוב- צומת יתחיל לשדרן כאשר הצטברו אצלו K חבילות. ההתנגשויות מזוהות ע"י תחנת המקור רק בתום שידור כל הרצף.

הניחו:

- זמן שידור חבילה הוא קבוע ושווה ליחידת זמן אחת.
- התהליך שמתאר את קצב הגעת החבילות (חדשות ושידורים חוזרים) לשידור ברשת הינו פואסוני עם פרמטר G ליח' זמן.
- תחנה תשדר רצף יחיד בכל נקודת זמן.

הדרכה:

- הניחו כי מספר התחנות ברשת הינו סופי N .
- חשבו את קצב התחלות של שידור רצפים ע"י תחנה בודדת כלשהי.
- חשבו את ההסתברות להצלחת שידור רצף (באורך K) של תחנה מסוימת אחת.
- חשבו את הגבול $N \rightarrow \infty$ של הביטוי הקודם
- הביעו את הניצולת ליחידת זמן אחת (זמן שידור חבילה בודדת).

- מהו מספר חבילות ממוצע המשודר על הערוץ במשך K יחידות זמן (זמן שידור רצף יחיד)? – מבוטל
- מהי ההסתברות לשידור מוצלח של רצף חבילות, כך שכל החבילות יצלחו?
- מהי הניצולת של הערוץ? הסבירו את דרך החישוב ואת התשובה הסופית.

פתרון**סעיף ב'**

נסמן ב- $P_{full_sequence_success}$ את ההסתברות לשידור מוצלח של רצף חבילות כך שכל החבילות יצלחו.

ראשית נניח שיש במערכת מספר סופי של תחנות, N .

נחשב את קצב התחלות של שידור רצפים ע"י תחנה בודדת כלשהי. מגיעות למערכת מסגרות

בקצב $G \leq$ הזמן הממוצע להגעת מסגרת אחת הוא $\frac{1}{G}$. לכן, הזמן הממוצע להגעת מסגרת לתחנה

מסוימת הוא $N \cdot \frac{1}{G}$. \leq הזמן הממוצע להגעת K מסגרות לתחנה מסוימת, על מנת שהיא תוכל

לשדר את הרצף, הוא $\frac{KN}{G}$. \leq קצב התחלות שידורי רציפים ע"י תחנה בודדת הוא $\frac{G}{KN}$.

כעת נחשב את ההסתברות לשידור מוצלח של רצף של חבילות כך שכולן יצליחו. כלומר, קיימת תחנה מסוימת הרוצה לשדר רצף חבילות שהצטבר אצלה, ואנו רוצים לחשב מה ההסתברות ששידור זה יצליח בשלמותו. על מנת שכל השידור יצליח, נצטרך לדרוש שאף אחת מ- $N - 1$ התחנות האחרות לא תשדר בזמן שהתחנה שלנו משדרת, ואף לא תתחיל שידור במשך פרק זמן ששווה לזמן לשידור K מסגרות לפני שהתחנה שלנו התחילה בשידור. כאמור קצב תחילת שידורי רציפים ע"י כל

תחנה הוא $\frac{G}{KN}$, לכן ההסתברות שתחנה בודדת לא תשדר במשך $2K$ יחידות זמן היא

$$\Pr(0, \frac{G}{KN}, 2K) = e^{-\frac{G}{KN} \cdot 2K} = e^{-\frac{2G}{N}}$$

במלואו שווה להסתברות שאף אחת מ- $N - 1$ התחנות האחרות לא תשדר בפרק זמן של $2K$ יחידות זמן, ולכן:

$$P_{full_sequence_success}(N) = \left(e^{-\frac{2G}{N}} \right)^{N-1} = e^{-\frac{2G}{N}(N-1)} = e^{-2G + \frac{2G}{N}} = e^{-2G} e^{\frac{2G}{N}}$$

עבור אינסוף תחנות ההסתברות לשידור מוצלח של רצף חבילות במלואו היא:

$$P_{full_sequence_success} = \lim_{N \rightarrow \infty} P_{full_sequence_success}(N) = \lim_{N \rightarrow \infty} e^{-2G} e^{\frac{2G}{N}} = e^{-2G} \cdot 1 = e^{-2G}$$

תשובה סופית: $P_{full_sequence_success} = e^{-2G}$

סעיף ג'

לחישוב הניצולת של הפרוטוקול, נבצע ניתוח דומה למה שבוצע בהרצאות. נחלק את ציר הזמן לחריצים שאורכם זמן שידור של מסגרת אחת **רק לשם הניתוח**, ואז הניצולת שווה למספר המסגרות הממוצע שמשודרות בהצלחה בכל חריץ – כלומר לתוחלת מספר המסגרות אותן מתחילות התחנות לשדר בכל חריץ שאינן מתנגשות במסגרות אחרות. (נשים לב שבכל חריץ ניתן להתחיל לשדר לכל היותר מסגרת אחת שאינה מתנגשת במסגרות האחרות). לכל $1 \leq i \leq N$ נסמן ב- X_{ij} את מספר המסגרות שהתחנה i התחילה לשדר בחריץ j שאינן מתנגשות במסגרות אחרות. נסמן ב- X_j את

מספר המסגרות הכולל ששודרו בחריץ j ולא התנגשו במסגרות אחרות. אז מתקיים $X_j = \sum_{i=1}^N X_{ij}$,

$$E(X_j) = \sum_{i=1}^N E(X_{ij})$$

נחשב את $E(X_{ij})$ (כל התחנות סימטריות ולכן ניתן לחשב אותו עבור תחנה i ספציפית וזה יהיה תקף לכולן). עבור איזושהי מסגרת בודדת (אחת מתוך הרצף) שנשלחה ע"י תחנה i מסוימת, ההסתברות שלה להיות משודרת בהצלחה שווה להסתברות שבמשך K יחידות הזמן שלפניה ובמשך יחידת הזמן שבו היא משודרת אף תחנה אחרת לא תתחיל לשדר רצף. באופן דומה לחישוב ההסתברות של הסעיף הקודם, הסתברות זו היא:

$$P_{\text{one_frame_success}}(N) = \left(\Pr\left(0, \frac{G}{KN}, K+1\right) \right)^{N-1} = \left(e^{-\frac{G}{KN}(K+1)} \right)^{N-1} = \left(e^{-\frac{G}{KN}(K+1)} \right)^{N-1} =$$

$$= e^{-\frac{G(K+1)(N-1)}{KN}} = e^{-\frac{G(K+1)}{K}} e^{-\frac{G(K+1)}{KN}}$$

לכן מתקיים:

$$E(X_{ij}) = \sum_y y P(X_i = y) = 0 \cdot P(X_i = 0) + 1 \cdot P(X_i = 1) = P(X_i = 1) =$$

$$= P_{\text{station } i \text{ is transmitting a frame at this slot}} \cdot P_{\text{one_frame_success}}(N) =$$

$$= \sum_{m=0}^{K-1} P_{\text{station } i \text{ starts transmitting sequence at slot } j-m} \cdot P_{\text{one_frame_success}}(N)$$

$$= K \cdot \frac{G}{KN} \cdot e^{-\frac{G(K+1)}{K}} e^{-\frac{G(K+1)}{KN}} = \frac{G}{N} \cdot e^{-\frac{G(K+1)}{K}} e^{-\frac{G(K+1)}{KN}}$$

ובסה"כ:

$$E(X_j) = \sum_{i=1}^N E(X_{ij}) = N \cdot E(X_{ij}) = N \cdot \frac{G}{N} \cdot e^{-\frac{G(K+1)}{K}} e^{-\frac{G(K+1)}{KN}} = G e^{-\frac{G(K+1)}{K}} e^{-\frac{G(K+1)}{KN}}$$

אם נשאיף את N לאינסוף נקבל את ניצולת הפרוטוקול שלנו, כלומר:

$$S = \lim_{N \rightarrow \infty} E(X_j) = \lim_{N \rightarrow \infty} G e^{-\frac{G(K+1)}{K}} e^{-\frac{G(K+1)}{KN}} = G e^{-\frac{G(K+1)}{K}} e^0 = G e^{-\frac{G(K+1)}{K}}$$

$$S = G e^{-\frac{G(K+1)}{K}}$$

לסיכום, הניצולת של הפרוטוקול היא:

Carrier Sense Multiple Access (CSMA)

לפני שתחנה משדרת, היא בודקת אם הערוץ פנוי, ואם כן אז היא מתחילה לשדר. אם תחנה אחרת משדרת, יש שתי אפשרויות:

- **1-Persistent CSMA** – התחנה ממתינה עד שהערוץ שקט ומשדרת שוב (אם מתרחשת התנגשות, התחנה ממתינה שוב זמן אקראי).
- **Non-Persistent CSMA** – התחנה ממתינה פרק זמן אקראי לפני שמתחילה להאזין מחדש (ההבדל בין הגישות הוא רק ביחס לשידור הראשון).

הזמן האקראי שכל תחנה ממתינה מוגרל בעזרת Binary Exponential Backoff Algorithm. פרק הזמן הארוך ביותר שבו הערוץ עלול להיות רועש כתוצאה מהתנגשות אחת מוגדר כ- 2τ , כאשר τ הוא זמן ההתפשטות המקסימלי. לאחר התנגשות, כל תחנה מגרילה 0 או 1 סלוטים ריקים לפני שהיא תנסה שוב לשדר. אם שתי תחנות מגרילות אותו מספר, תהיה שוב התנגשות והתהליך יחזור על עצמו, כאשר טווח המספרים האפשריים להגרלה גדל (לאחר ההתנגשות ה- i , התחנה תגריל מספר שלם בטווח $[0, 2^i - 1]$ וממתינה בהתאם). לפי התקן, הערך של i לא יגדל מעבר ל-10, ולאחר 16 התנגשויות רצופות זורקים את המסגרת ועוברים למסגרת הבאה.

CSMA with Collision Detection (CSMA/CD)

זהה לפרוטוקול של CSMA רק שאם זוהתה התנגשות (בעזרת מנגנון חומרה), השידור נפסק מיד ולא מחכים לסימו. הדבר מקטין את פרק הזמן המבוזבז על התנגשויות.

אם יש k תחנות, ההסתברות להתחלה של שידור מוצלח בחריץ כלשהו היא $A = k \cdot P(1 - P)^{k-1}$.
contention interval – פרק הזמן החל מסוף שידור מוצלח ועד תחילת השידור המוצלח הבא.
 ההסתברות לכך ש-contention interval יכיל j חריצים לא מנוצלים (שקט או התנגשות) שלאחריהם חריץ המכיל שידור מוצלח הוא $(1 - A)^j$.

$$S = \frac{T}{T + E(\text{contention interval})} = \frac{T}{T + \frac{2\tau(1-A)}{A}} = \frac{T}{1 + \frac{2\tau(1-A)}{A \cdot T}}$$

מכאן, הניצולת היא

כלומר הניצולת גדלה ככל ש- T גדל (הגדלת קצב השידור או הקטנת אורך המסגרת) או כש- τ קטן (הקטנת אורך הכבל).

Ethernet – טכנולוגיה של רשתות מקומיות שמשתמשת ב-1-persistent CSMA/CD. ל-Ethernet יש מבנה מסגרת המכיל את השדות הבאים:

- **Preamble** – רצף של 8 בתים שמאפשרים לשכבה הפיזית של המקבל להסתנכרן עם השעון של השולח כדי לדעת מה אורכה של סיבית אצל השולח.
- **Destination & source MAC addresses** – הכתובת הפיזית של המקור והיעד שנצרבה על גבי כרטיס הרשת וייחודית רק לו.
- **Length** – אורך המסגרת וסוגה (לעיתים).
- **Data** – החבילה שהתקבלה משכבת הרשת ומיועדת לשידור.
- **Pad** – ריפוד והפרדה בין המסגרת וה-CRC.
- **CRC** – קוד לגילוי שגיאות, ללא תיקון.

האורך המינימלי של מסגרת Ethernet הוא 64 בתים.

פרוטוקולים להזמנת ערוץ

פרוטוקולים בהם תחנה המעוניינת לשדר מודיעה זאת לתחנות ומבקשות זמן שידור ללא הפרעה.

פרוטוקול מפת הביטים (bit map)

כל תחנה משדרת בתורה דגל אחד: 0 אם אין לה מידע הממתין לשידור ו-1 אם יש לה. לאחר שידור המפה, כל התחנות שביקשו לשדר משדרות.

אם d הוא היחס בין זמן שידור הודעת מידע וזמן שידור הדגל ו- N הוא מספר התחנות ברשת, אזי

$$S = \frac{d}{N + d}$$

כאשר רק תחנה אחת פעילה, הניצולת של הפרוטוקול תהיה

$$S = \frac{N \cdot d}{N + N \cdot d} = \frac{d}{1 + d}$$

פעילות, הניצולת תהיה

פרוטוקול Reservation Aloha

תחנה שרוצה לשדר מסגרת שאורכה X סלוטים מתחרה על הערוץ לפי פרוטוקול Slotted Aloha כדי לשדר הודעת בקרה של "אני רוצה לשדר X סלוטים". אם היא מצליחה, X הסלוטים הבאים שלה ולאף אחד אסור להפריע, ואם היא לא, היא צריכה להמתין מספר רנדומלי של סלוטים לא מוזמנים ואז מנסה לשדר שוב.

בפרוטוקול הזה משתמשים בערוצים ע"י תחנה מרכזית כמו רשתות סלולריות. הרשת מחולקת לתאים כשבכל תא יש תחנת בסיס שאליה התחנות משדרות וממנה הם קולטים. כל תא משתמש בתחום תדרים שונה מהסמוכים וע"י כך מונעים הפרעות בין תאים שכנים, כאשר הרדיוס של כל תא תלוי בצפיפות התחנות.

לפי התקן של GSM, תחום התדרים מחולק ל-248 רצועות באמצעות FDM, כאשר הם מתחלקות בדיוק לפי כיוון השידור. כל רצועה מחולקת לפי TDM ל-8 ערוצי קול כשכל ערוץ מוקצה לשיחה אחת. בכל רצועת תדרים משודרת אחת ל-120ms מסגרת בקרה מיוחדת שמשמשת להחלפת הודעות בקרה בין התחנות ותחנת הבסיס. אל ערוץ הבקרה ניתן לגשת באמצעות reservation ALOHA.

פרוטוקול DOCSIS

נועד לרוץ על תשתית של טלוויזיה בכבלים בעלת טופולוגיה עץ כשבראשה תחנה הנקראת head-end, שמשדרת את המידע לתחנות הקצה. העץ הוא ערוץ משותף ולכן שידור בו יכול לגרום להתנגשות, והתחנות לא יכולות להאזין לשידור. תחנת ה-head-end נקראת גם CMTS שאותה כולם שומעים והיא מקצה את הסלוטים לתחנות. תחום התדרים מחולק ל-2: הערוץ היורד משמש לשידור מה-CMTS לתחנות הקצה ואין בו צורך בפרוטוקול MAC והערוץ העולה משמש לשידור מתחנות הקצה ל-CMTS ויש בו צורך בפרוטוקול, ולכן הוא מחולק לחריצי זמן.

חריצי הזמן מחולקים לשני סטטוסים עיקריים: החריץ פנוי לשידור עבור כל התחנות (contention slot) או הערוץ מוזמן עבור תחנה X (reserved slot). תחנה שרוצה לשדר מחכה ל-contention slot ומשדרת מסגרת הזמנה עם מספר החריצים שהיא צריכה ואם היא היחידה שביקשה, ה-CMTS יקבל את הבקשה ע"י חיווי (אחרת תתרחש התנגשות).

Piggybacking – תחנה שהוקצו לה חריצי שידור יכולה לצרף למסגרות ה-data הודעת הזמנה שתאפשר לה לבקש חריצים למידע נוסף שהצטבר בינתיים. יש פחות התנגשויות על ערוץ ה-contention אבל יש פגיעה בהגינות.

קיימים מספר אלגוריתמי תזמון לסדר שידור החבילות ע"י ה-CMTS:

- **FCFS** – ההודעות משודרות לפי סדר הגעתן.
- **Round Robin** – לכל תחנת יעד מוקצה תור נפרד ב-CMTS ובכל פעם הוא שולח חבילה אחת מכל תור לפי הסדר. האלגוריתם לא יכול להבדיל בין תקשורת דרך האינטרנט לתקשורת טלפונית.
- **WRR** – במקום לשלוח חבילה אחת מכל תור ב-round robin, נותנים לכל תור משקל שונה.
- **EDF** – זמן השידור נקבע לפי הזמן המאוחר בו החבילה אמורה להיות משודרת. זהו האלגוריתם האופטימלי (בהנחה שכל המסגרות באותו אורך).

Binary Exponential Backoff – דוגמה לשאלה

- נתונה רשת Slotted CSMA בעלת 2 תחנות בלבד. אורך מסגרת הוא כאורך חריץ, אין תקלות בשידור מסגרות (פרט להתנגשויות)
- נתון כי בעת התנגשות 2 התחנות מנסות שידור נוסף לפי אלגוריתם BEB, אך לאחר 5 התנגשויות רצופות (לא כולל את הראשונה שהתחילה את האלגוריתם), המסגרות נזרקות.
- א. בהינתן שהתרחשה התנגשות, חשבו את הסיכוי לאובדן מסגרת.
 - ב. בהינתן שהתרחשה התנגשות, חשבו את מספר השידורים החוזרים הממוצע של המסגרת
 - ג. ההסתברות שתחנה תתחיל לשדר בחריץ כלשהו הינה P , חשבו את מספר השידורים הממוצע של מסגרת (עד להצלחה או אובדן).

פתרון**סעיף א'**

בהינתן שהתרחשה התנגשות, הסיכוי לאובדן מסגרת שווה לסיכוי שבכל 5 ההגרלות של BEB, שהתרחשו אחרי ההתנגשות שתי התחנות הגרילו את אותו מספר. מהגדרת אלגוריתם BEB, בהגרלה ה- k יוגרל מספר בין 0 ל- 2^k , ולכן הסיכוי להגרלת אותו מספר בהגרלה ה- k הוא $\frac{1}{2^k}$.

לכן הסיכוי לאובדן מסגרת בהינתן שהתרחשה התנגשות יהיה:

$$P_{\text{loss in case of collision}} = \frac{1}{2} \cdot \frac{1}{4} \cdot \frac{1}{8} \cdot \frac{1}{16} \cdot \frac{1}{32} = \frac{1}{2^{1+2+3+4+5}} = \frac{1}{2^{15}}$$

סעיף ב'

בהינתן שהתרחשה התנגשות, נחשב לכל $1 \leq k \leq 5$ את P_k - הסיכוי שמספר השידורים החוזרים יהיה k. לכל $1 \leq k \leq 4$ הסיכוי שמספר השידורים החוזרים יהיה k שווה לסיכוי שב- $k-1$ ההגרלות הראשונות הוגרל אותו מספר, ובהגרלה ה- k הוגרל מספר שונה \Rightarrow לכל $1 \leq k \leq 4$ מתקיים

$$P_k = \frac{1}{2} \cdots \frac{1}{2^{k-1}} \cdot \frac{2^k - 1}{2^k}$$

החוזרים של המסגרת (בין אם השידור האחרון הצליח ובין אם לא), הסיכוי שמספר השידורים החוזרים יהיה 5 שווה לסיכוי שב- 4 השידורים החוזרים הוגרל אותו מספר. לכן:

$$P_1 = \frac{1}{2}$$

$$P_2 = \frac{1}{2} \cdot \frac{3}{4} = \frac{3}{2^3}$$

$$P_3 = \frac{1}{2} \cdot \frac{1}{4} \cdot \frac{7}{8} = \frac{7}{2^6}$$

$$P_4 = \frac{1}{2} \cdot \frac{1}{4} \cdot \frac{1}{8} \cdot \frac{15}{16} = \frac{15}{2^{10}}$$

$$P_5 = \frac{1}{2} \cdot \frac{1}{4} \cdot \frac{1}{8} \cdot \frac{1}{16} = \frac{1}{2^{10}}$$

לכן תוחלת מספר השידורים החוזרים בהינתן שהייתה התנגשות היא:

$$E(\text{num of retransmissions in case of collision}) = \sum_{i=1}^5 i \cdot P_i =$$

$$= \frac{1}{2} + 2 \cdot \frac{3}{2^3} + 3 \cdot \frac{7}{2^6} + 4 \cdot \frac{15}{2^{10}} + 5 \cdot \frac{1}{2^{10}} = 1.642$$

סעיף ג'

בהנחה שההסתברות שתחנה מסוימת תתחיל לשדר בחריץ כלשהו הינה P, נחשב את תוחלת מספר השידורים עבור מסגרת כלשהי. בהינתן מסגרת, הסיכוי שהיא תהיה שותפה בהתנגשות היא ההסתברות לכך שתחנה נוספת מלבד התחנה המשדרת אותה תשדר באותו חריץ זמן. יש לנו רק 2 תחנות ולכן בזמן שמסגרת משודרת יש רק תחנה אחת שיכולה להפריע לה, ולכן ההסתברות שמסגרת תהיה שותפה בהתנגשות היא בדיוק P - ההסתברות שהתחנה האחרת תשדר.

כל מסגרת משודרת בוודאות פעם אחת, ובמידה שהייתה שותפה להתנגשות מתווספים לשידור הראשון מספר שידורים חוזרים. לכן מספר השידורים הממוצע למסגרת הוא:

$$E(\text{num of transmissions}) = 1 + P \cdot E(\text{num of retransmissions in case of collision}) = 1 + P \cdot 1.642$$

Docsis – דוגמה לשאלה

נתונה רשת דמוית DOCSIS עם אינסוף תחנות וזמן התפשטות זניח. בקשות השידור מופיעות בקצב פואסוני עם ממוצע G (יש לשים לב לכך שזהו קצב ההודעות בכל המערכת יחדיו, ולא בכל תחנה ותחנה). אורך הזמנה הינו חריץ אחד ואורך של הודעת מידע הינו קבוע ושווה ל- T חריצים. במידה ובקשתה של תחנה שודרה בהצלחה היא מקבלת את המבוקש, אחרת התחנה זורקת את ההודעה (לכל הודעה יש הזדמנות שידור אחת בלבד). רמז: למעשה הרשת אוגרת בקשות לשידור במשך T סלטים, בהם משודרת הודעה של תחנה שבקשתה הצליחה במחזור הקודם. הפרידו למקרים של הצלחה ואי-הצלחה מיד אחרי הודעת מידע.

- א. מהי ההסתברות לשידור מוצלח של הודעת הזמנה בשני המקרים (מיד לאחר סיום שידור מסגרת מידע מוצלחת - p_{s1} ובסלוט העוקב לסלוט הזמנה עם התנגשויות - p_{s2})?
- ב. בהנחה שכל בקשות לשידור נשלחות ב-contention slot. מהי הניצולת של הערוץ העולה?
- ג. הוצעה שיטה שמאפשרת ל-CMTS לתפקד כסוג של "מגלה-מונע התנגשויות". בשיטה זו בתחילת כל חריץ ה-CMTS מודיע על הערוץ היורד האם החריץ פנוי לתחרות. אם כן, אז כל תחנה שרוצה לשדר תנסה לשדר את מסגרת המידע שלה (ללא הזמנה). במידה והייתה התנגשות, ה-CMTS יודיע על כך בערוץ ה יורד מיד בתום הסלוט הראשון וכל התחנות המעורבות יפסיקו את שידורן. הניחו שקצב ניסיונות שידור בחריץ שסומן כפנוי הוא אותו G מהסעיף הקודם ואורך השידור הינו אותו T . האם השיטה החדשה טובה יותר מהשיטה הקודמת, מבחינת ניצולו של הערוץ העולה?

פתרון**סעיף א'**

ראשית נחשב את p_{s1} (ההסתברות לשידור מוצלח של הודעת הזמנה בחריץ שמיד לאחר שידור מסגרת מידע מוצלחת). מה שאנו צריכים לחשב הוא למעשה ההסתברות שבדיוק תחנה אחת תשדר בחריץ זמן שמיד לאחר שידור מסגרת מידע מוצלחת.

החריץ שמיד לאחר שידור מסגרת מידע מוצלחת הוא למעשה ה- contention slot הראשון לאחר T חריצים שהם reserved slots. לכן, כל התחנות שצברו הודעות במהלך T החריצים הקודמים ינסו לשדר עכשיו בבת אחת, וגם התחנות שצברו הודעות במהלך החריץ שהיה לפני T החריצים השמורים הללו ינסו לשדר עכשיו (הן לא יכלו לשדר בקשה בחריץ שהוא כיוון שהן קיבלו את ההודעות במהלך אותו חריץ פנוי ולא בתחילתו ולכן היו צריכות לחכות לחריץ הפנוי הבא). מכאן שההסתברות שבדיוק תחנה אחת משדרת בחריץ הזה שווה להסתברות שבמשך $T+1$ יחידות הזמן האחרונות הגיעה בדיוק בקשת שידור אחת למערכת. לכן:

$$p_{s1} = \Pr(1, G, T + 1) = G(T + 1)e^{-G(T+1)}$$

נעת נחשב את p_{s2} (ההסתברות לשידור מוצלח של הודעת הזמנה בחריץ שאחרי חריץ הזמנה עם התנגשויות). החישוב מה שאנו צריכים לחשב הוא למעשה ההסתברות שבדיוק תחנה אחת תשדר בחריץ זמן שאחרי חריץ הזמנה עם התנגשויות. אנו מניחים שברגע שלתחנה יש הודעה לשדר היא מיד שולחת בקשת הזמנה לערוץ, ולכן התחנות שישדרו בקשת הזמנה בחריץ זמן שאחרי חריץ הזמנה עם התנגשויות הן רק תחנות שהצטברו אצלן הודעות לשידור במהלך יחידת הזמן הקודמת (כי החריץ הקודם גם שימש לצרכי שליחת בקשות להזמנת הערוץ ולכן עבור הודעות שהיו מצטברות לפני יחידת הזמן הקודמת התחנות היו שולחות בקשת הזמנה כבר בחריץ הקודם). מכאן שההסתברות שבדיוק תחנה אחת משדרת בחריץ הזה שווה להסתברות שבמשך יחידת הזמן האחרונה הגיעה בדיוק בקשת שידור אחת למערכת. לכן:

$$p_{s2} = \Pr(1, G, 1) = Ge^{-G}$$

סעיף ב'

- נסמן ב- a את החלק היחסי של החריצים שבאים מיד לאחר שידור מוצלח של מסגרת מידע. נשים לב שמהגדרות הפרוטוקול חריצים אלה הם בהכרח contention slots, וההסתברות שתישלח בהם בהצלחה הודעת הזמנה היא p_{s1} .
- החלק היחסי של החריצים המשמשים לשידור מוצלח של מסגרות מידע הוא aT , מאחר ועל כל חריץ שבא מיד לאחר שידור מוצלח של מסגרת מידע אנו יודעים שב- T החריצים שלפניו שודרה מסגרת מידע.

- שאר החריצים שאינם באים מיד לאחר שידור של מסגרת מידע ואינם מסגרת מידע בעצמם הם בדיוק ה- contention slots שבאים לאחר חריצי הזמנה עם התנגשויות, ולכן ההסתברות שתישלח בהם בהצלחה הודעת הזמנה היא p_{s2} . החלק היחסי של חריצים אלה מבין כלל החריצים הוא $1 - a - aT$.

נשים לב שהחלק היחסי של החריצים המשמשים לשידור מוצלח של מסגרות מידע שווה לחלק היחסי של ה- contention slots שנשלחו בהם הודעות הזמנה מוצלחות כפול T , שהוא:

$$[a \cdot p_{s1} + (1 - a - aT) \cdot p_{s2}] \cdot T$$

אבל כאמור החלק היחסי של החריצים המשמשים לשידור מוצלח של מסגרות מידע הוא aT , ולכן מתקיים:

$$[a \cdot p_{s1} + (1 - a - aT) \cdot p_{s2}] \cdot T = aT$$

$$a \cdot p_{s1} + (1 - a - aT) \cdot p_{s2} = a$$

$$a \cdot (p_{s1} - 1 - p_{s2} - T \cdot p_{s2}) = -p_{s2}$$

$$a = \frac{p_{s2}}{1 + p_{s2} + T \cdot p_{s2} - p_{s1}}$$

הניצולת של הערוץ העולה מוגדרת כחלק היחסי של החריצים המשמשים להעברת הודעות מידע מוצלחות, ולכן:

$$S = aT = \frac{T \cdot p_{s2}}{1 + p_{s2} + T \cdot p_{s2} - p_{s1}}$$

סעיף ג'

השיטה החדשה טובה יותר מהקודמת מבחינת ניצול של הערוץ העולה: נשים לב שמהגדרות השיטה החדשה למעשה מתפקדת באופן הבא: תחנה שרוצה לשדר מתחילה מיד בשידור למשך slot אחד. אם היא היחידה ששידרה – ה- CMTS ישריין עבורה את $T - 1$ החריצים הבאים כדי שהיא תוכל לסיים לשדר את הודעתה בהצלחה. אחרת, ה- CMTS יודיע שהייתה התנגשות והתחנה תיאלץ לזרוק את הודעתה.

לפי ניסוח זה, ניתן לראות שבפרוטוקול החדש שליחת ה- slot הראשון של מסגרת מידע מתפקדת למעשה כבקשה להזמנת הערוץ. \leq באופן אינטואיטיבי ברור שהפרוטוקול החדש מנצל טוב יותר את הערוץ העולה, כי הוא לא מבזבז חריצים בשביל הודעות הזמנה והחלק היחסי של המסגרות שישודרו הוא בדיוק כמו בקודם (סיכויי ההתנגשות נשארים זהים).

על מנת לראות זאת בוודאות, נחשב את הניצולת עבור הפרוטוקול החדש. כאמור, הפרוטוקול הוא בעצם אותו פרוטוקול כמו זה שהוגדר בתחילת השאלה – עבור $T - 1$ במקום T , וכאשר בחישוב הניצולת מתייחסים גם ל"הזמנות" מוצלחות של הערוץ כאל חלקים המנוצלים ממנו (כי עכשיו ה"הזמנות" הן למעשה חלקים מההודעה!).

לכן, בהתאם להגדרות שהגדרנו בסעיף הקודם, עבור הפרוטוקול החדש יתקיים:

$$a_{new} = \frac{p_{s2}}{1 + p_{s2} + (T - 1) \cdot p_{s2} - p_{s1}} = \frac{p_{s2}}{1 + T \cdot p_{s2} - p_{s1}}$$

$$S_{new} = a(T - 1) + a \cdot p_{s1} + (1 - a - aT) \cdot p_{s2} = a(T - 1) + a = aT = \frac{T \cdot p_{s2}}{1 + T \cdot p_{s2} - p_{s1}}$$

ומכאן שבביטוי לניצולת הערוץ העולה בפרוטוקול החדש המונה זהה למונה של הביטוי עבור הפרוטוקול הישן אבל המכנה קטן יותר \leq הניצולת של הערוץ העולה בפרוטוקול החדש טובה יותר

Bit Map – דוגמה לשאלה

נתונות N תחנות שמשמשות במפת הביטים לסנכרון הערוץ. יחס בין זמן שידור הודעה לזמן שידור ביט הינו d. בזמן שידור מפת הביטים כל תחנה רוצה לשדר בהסתברות P.

הערה: בתשובותיכם לסעיפים הבאים, ניתן להשתמש בסימון \sum מבלי להגיע לביטוי המפורש.

- א. מהי ניצולת של הפרוטוקול?
- ב. אם נניח שמתוך כל התחנות שרשמו 1 במפת הביטים רק k- הראשונות מותר לשדר והשאר מוותרות, מה תהי ניצולת של הפרוטוקול?

פתרון

א. לצורך ניתוח הניצולת של הפרוטוקול, נשים לב שעבור סבב שידורים של מפת ביטים והודעות מתקיים: בממוצע מספר ההודעות שמשודרות הוא $P \cdot N$, ולכן זמן שידור הודעות עבור סבב אחד הוא PNd . הזמן הממוצע הכולל של סבב אחד לוקח בחשבון גם את שידור מפת הביטים עצמה, ולכן זמן זה הוא $N + PNd$, ובסה"כ קיבלנו שהיחס בין זמן שידור ההודעות בסבב לזמן

$$S = \frac{PNd}{N + PNd} = \frac{Pd}{1 + Pd}$$

מכאן שניצולת הפרוטוקול היא $S = \frac{Pd}{1 + Pd}$

ב. נסמן ב- X את מספר ההודעות המשודרות בסבב אחד. מאחר שרק ל- k ההודעות הראשונות שרשמו 1 במפת הביטים מותר לשדר, הרי שהתוחלת של X היא:

$$E(X) = \sum_{i=1}^k i \cdot \binom{N}{i} P^i (1-P)^{N-i} + \sum_{i=k+1}^N k \cdot \binom{N}{i} P^i (1-P)^{N-i}$$

ולכן הזמן הממוצע לשידור הודעות בסבב אחד הוא $d \cdot E(X)$. מכאן שהזמן הממוצע הכולל של סבב אחד, הכולל גם את שידור מפת הביטים, הוא: $N + d \cdot E(X)$, ולכן הניצולת של הפרוטוקול

$$S = \frac{d \cdot E(X)}{N + d \cdot E(X)} = \frac{d \cdot \left(\sum_{i=1}^k i \cdot \binom{N}{i} P^i (1-P)^{N-i} + \sum_{i=k+1}^N k \cdot \binom{N}{i} P^i (1-P)^{N-i} \right)}{N + d \cdot \left(\sum_{i=1}^k i \cdot \binom{N}{i} P^i (1-P)^{N-i} + \sum_{i=k+1}^N k \cdot \binom{N}{i} P^i (1-P)^{N-i} \right)}$$

היא:

רשתות אלהוטיות – CSMA/CA

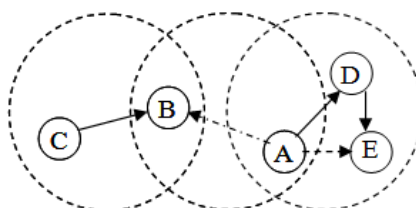
עבור רשתות אלהוטיות יש 2 סוגים של פרוטוקולי גישה תחת תקן 802.11:

1. פרוטוקול מבוזר (DCF) בו ניתן להשתמש גם במערכות של Peer-to-Peer או ב- Infrastructure mode.
2. פרוטוקול המסתמך על תחנה מרכזית אחת (PCF) שבו משתמשים רק ב- Infrastructure mode.

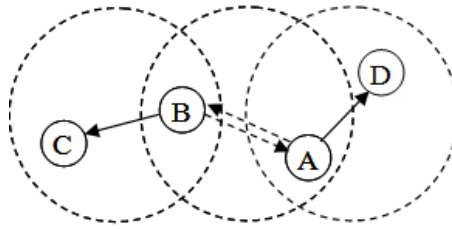
רדיוס שידור - R_t - מרחק מקסימלי ממקור שידור שמאפשר לפענח את האות. תחנה X יכולה לשמוע את תחנה Y רק אם היא נמצאת בטווח השידור שלה.

התנגשויות בין הודעות

"התנגשות" זהו מצב בו תחנה לא מקבלת את ההודעה המיועדת לה בגלל שידור של הודעה נוספת ע"י תחנה שכנה או התחנה עצמה. למשל באיור הבא A משדרת ובכך יוצרת התנגשות אצל B ו-E. שידור של D בזמן ש-A משדרת אליו, גורם אי-זיהוי הודעתה של A.



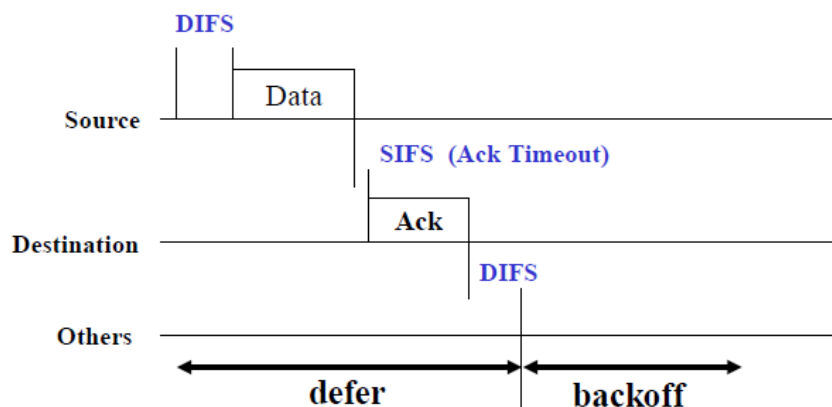
במצב הבא אין התנגשות וכל ההודעות מגיעות בצורה תקינה. השידור של B לא מפריע לשידור של A ולהפך.



תחנה אשר מזהה אצלה התנגשות, מתעלמת משתי ההודעות המתנגשות.

כדי להתגבר על הבעיות, הכניסו 3 שינויים ב-CSMA/CD כדי ליצור את CSMA/CA:

1. תחנה שרוצה לשדר מאזינה לערוץ במשך זמן מסוים (DIFS) ואם אין שקט היא ממתינה זמן רנדומלי (לפי binary exponential backoff) ואז משדרת אם אין שידור אחר. זמן ההמתנה תלוי במרחק המרבי בין שתי תחנות שעלולות להפריע זו לזו. אם אין שקט במהלך ה-DIFS, המערכת נכנסת לתהליך המתנה: מוחזק מונה W שקטן ב-1 כשיש שקט (לא משתנה כשאין) והוא מאותחל למספר אקראי של מיני סלוטים שמוגרל מהתחום $[0, CW_{min} - 1]$. לאחר תקופה של אי שקט (בה המונה מופסק), התחנה מחכה DIFS לפני שהיא ממשיכה להקטינו. לאחר סיום ההמתנה, אם יש שקט התחנה תשדר, ואם אין, היא תכפיל את תחום החלון ותגריל שוב זמן המתנה חדש.
2. שימוש במנגנון S&W: אחרי שידור מסגרת, תחנת היעד צריכה לשדר Ack תוך פרק זמן של timeout (SIFS), ואם הוא לא מתקבל, המקור ישדר את המסגרת שוב בהתאם לכללים. המנגנון מבטיח שידור חוזר גם לאחר שגיאת שידור. היות ו- $DIFS > SIFS$ מובטחת לתחנת היעד האפשרות לשדר Ack ללא הפרעה.
3. תמיכה ב-fragmentation ברמת ה-MAC כי הודעות קטנות פחות פגיעות. התהליך הזה מטיל עומס נוסף על המערכת.

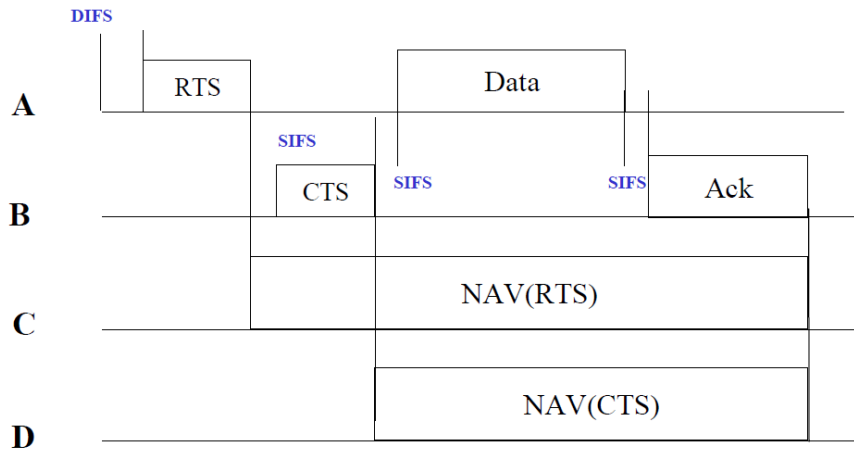


CSMA/CA with virtual carrier sense

הבעיה ב-CSMA/CA היא שהפרוטוקול מתאים רק לרשת בה כולם שומעים את כולם (physical carrier sense). יש רשתות שלא כל התחנות שומעות אחת את השנייה, ולמרות ששתיהן משדרות רק ל-access point, תהיה פגיעה בביצועים כי התחנות לא יודעות שהאחרות משדרות גם במקביל או ש-CSMA/CA לא יאפשר שידור במקביל של תחנות שהשידור שלהן לא אמור להפריע אחת לשנייה.

כדי לפתור הבעיה מממשים ב-CSMA/CA את האופציה הבאה:

- תחנה A שרוצה לשדר לתחנה B משדרת הודעת RTS ל-B ומבקשת לשדר אליה מסגרת באורך מסוים.
- כל תחנה אחרת ששומעת את ההודעה הזו, תסיק ממנה את פרק הזמן שעליה להימנע משידור כדי לא להפריע (פרק הזמן נקרא NAV).
- אם B מסכימה, היא שולחת הודעת CTS שמכילה חלק מהפרמטרים שהיו ב-RTS.
- כל תחנה אחרת ששומעת את ההודעה של B תסיק ממנה את פרק הזמן שהיא צריכה לא להפריע לשידור.
- תחנה A משדרת ומחכה ל-Ack. אם ה-Ack לא מגיע, הפרוטוקול מתחיל מחדש.



סוגי ההתנגשויות האפשרויות ברשת כזו:

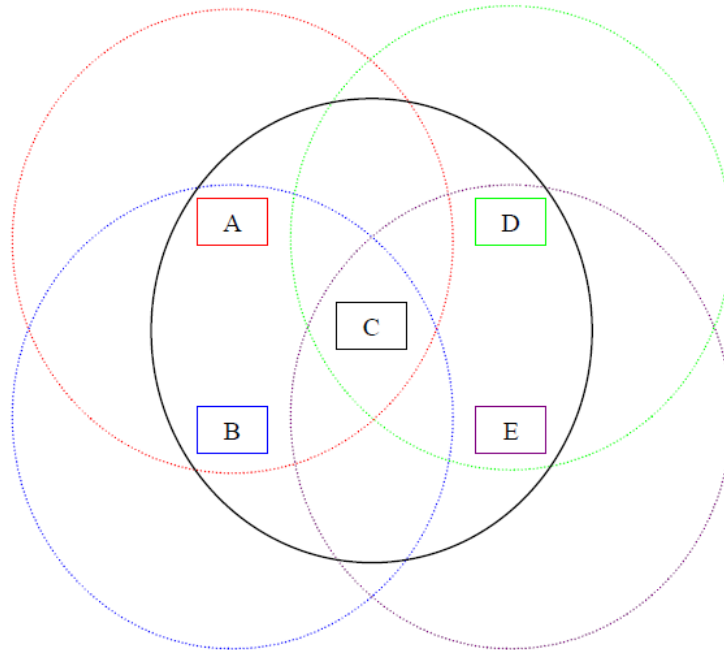
	RTS	CTS	DATA	ACK
RTS	ייתכן	ייתכן	ייתכן	לא ייתכן
CTS	ייתכן	ייתכן	ייתכן	לא ייתכן
DATA	ייתכן	ייתכן	ייתכן	לא ייתכן
ACK	לא ייתכן	לא ייתכן	לא ייתכן	לא ייתכן

Point Coordination Function (PCF)

ה-Access Point (AP, התחנה המרכזית) משדר הודעות בקרה בקצב קבוע שבעזרתן הוא שולט על הערוץ ומודיע לתחנות מי יכולה לשדר ומתי. חלק מנפח הערוץ יוקצה ל-polling ואחר לתחנות שהזמינו גישה לערוץ. אם ה-AP ביצע polling לתחנה K פעמים רצופות ואין לה מה לשדר, התחנה תצא למשך פרק זמן מסוים מרשימת התחנות שמבצעים עליהן polling.

CSMA/CA – דוגמה לשאלה

נתונה רשת בת 5 מחשבים (תחנות), המשתמשים בפרוטוקול CSMA/CA. לכל התחנות רדיוס שידור זהה. הטופולוגיה מתוארת באיור הבא:



א. סדרו את התחנות לפי החלוקה לקבוצות כפי שהוגדר בתרגול. כך ששתי תחנות יהיו שייכות לאותה קבוצה אם"מ הן יכולות לתקשר ביניהן.

ב. מנהל הרשת החליט להשתמש בפרוטוקול התומך ב- (VCS) Virtual Carrier Sense. סטודנט, אשר סיים בהצלחה את הקורס "מבוא לרשתות מחשבים", הציע למנהל הרשת להשתמש דווקא בגרסה המתאימה ל- (PCS) Physical Carrier Sense.

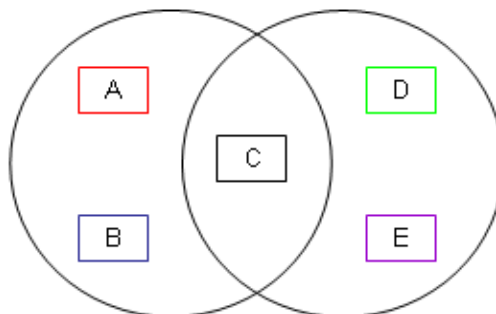
- (i) במקרה הכללי: הסבירו, מתי אפשרי וכדאי להשתמש ב-PCS לעומת VCS.
- (ii) ברשת הנ"ל, ובהנחה כי המערכת עומדת בפני עומס משמעותי: באיזו מהסכמות כדאי להשתמש?

ג. נניח כעת כי הוחלט להשתמש ב-VCS.

האם תתכן התנגשות בין שתי מסגרות DATA? אם כן, הציגו דוגמא לתרחיש כזה. אחרת, הוכיחו מדוע התרחיש לא יתכן.

פתרון

א. התחנות מתחלקות לשתי קבוצות, באופן הבא:

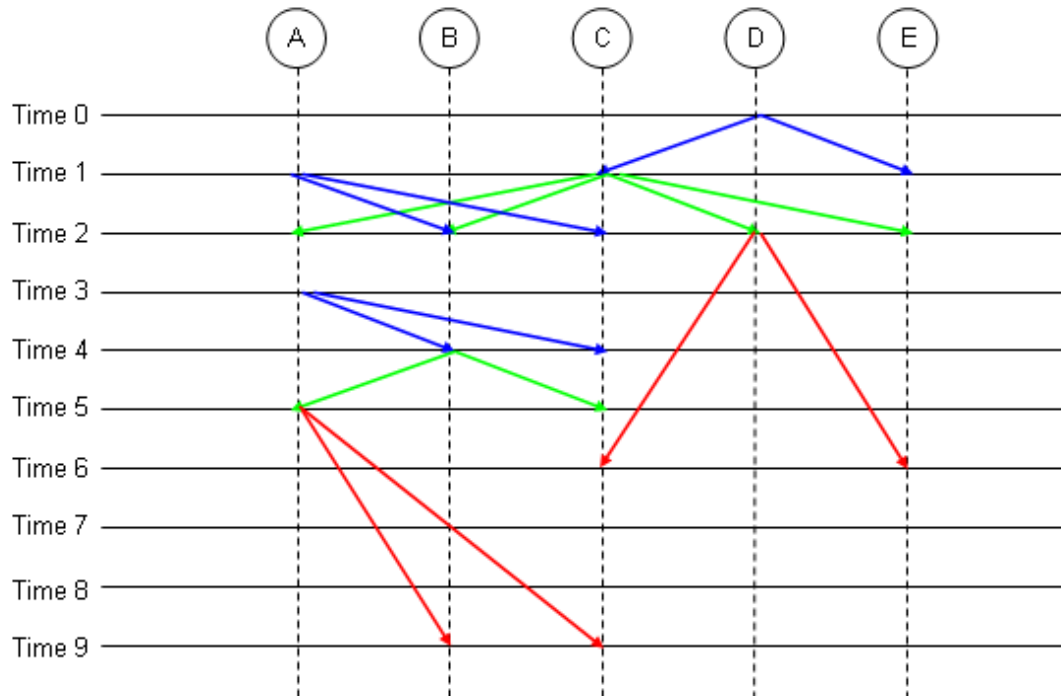


ב.

i. באופן כללי, PCS מתאים לרשת שבה כל תחנה יכולה לשמוע את כל האחרות: במצב שבו לא כל התחנות שומעות זו את זה עלול להיווצר מצב של Hidden Terminal Effect – מצב שבו שתי תחנות שאינן שומעות זו את זו מנסות לשדר לאותה תחנה (ששתייהן שומעות) באותו זמן, ונוצרת התנגשות של מסגרות DATA. VCS בא לפתור את בעיית ה- Hidden Terminal Effect. אולם ברשתות בהן כל התחנות שומעות זו את זו בעיית ה- Hidden Terminal Effect

לא קיימת, ולכן השימוש ב-VCS מיותר וגורם לפגיעה בניצולת עקב שליחת הודעות ה-RTS וה-CTS. לכן במצב שבו כל התחנות שומעות זו את זו אפשר וכדאי להשתמש ב-PCS.
 ii. ברשת שלנו לא כל התחנות שומעות זו את זו. מאחר שהמערכת עומדת בפני עומס משמעותי, אם נשתמש ב-PCS יהיו הרבה מקרי התנגשויות של מסגרות DATA המגיעות לתחנה C, עקב בעיית ה-Hidden Terminal Effect שתהפוך לחמורה בגלל העומס. לכן, ברשת שלנו עדיף להשתמש ב-VCS.

ג. כן, יכולה להתרחש התנגשות של שתי מסגרות DATA: בתרחיש הבא תחנה D רוצה לשלוח מסגרת DATA לתחנה C, ובדיוק ברגע שבו C שולחת את ה-CTS חזרה ל-D גם תחנה A שולחת RTS לתחנה B, וכך שתיהן מפספסות את ה-CTS מ-C. בהנחה שזמן השידור של מסגרת DATA הוא מספיק ארוך, תחנה A תוכל להספיק לשלוח שוב RTS ל-B, לקבל ממנה בחזרה CTS ולהספיק לשלוח ל-B מסגרת DATA שתתנגש עם מסגרת ה-DATA ש-C מקבלת מ-D (ההתנגשות היא כמובן עבור C – שהרי B לא שומעת את מה ש-C מקבלת מ-D ולכן היא מקבלת את מסגרת ה-DATA של A בהצלחה).
 הציור הבא מתאר את תרחיש ההתנגשות. חיצים כחולים פירושים הודעת RTS, חיצים ירוקים פירושים הודעת CTS וחיצים אדומים פירושים מסגרת DATA.



.T
 i. קיימת בעיית Hidden Terminal Effect בקונפיגורציה הנתונה, שכן תחנות A,B,D,E שומעות את תחנה C ויכולות לשדר אליה, אבל A ו-B לא שומעות את D ו-E ולהיפך, ולכן הן עלולות להפריע להן לשדר ל-C. בפרוטוקול VCS נעשה שימוש בהודעות RTS ו-CTS על מנת לפתור את הבעיה: ברגע ש-C תשלח CTS לתחנה מסוימת כל שאר התחנות יידעו לא להפריע בזמן שתשלח אליה מסגרת המידע, גם אם הן לא יכולות לשמוע את התחנה שאמורה לשדר לה את מסגרת המידע. => השימוש בפרוטוקול VCS מקטין מאוד את השפעת ה-Hidden Terminal Effect (עדיין עלולות להיות התנגשויות כתוצאה מחוסר התקשורת בין {D,E} ל-{A,B}, למשל בעת שליחת מסגרות RTS ל-C ע"י שתי תחנות שלא שומעות זו את זו, אבל ההסתברות לכך קטנה וההשפעה של זה קטנה בהתאם).
 ii. לא קיימת בעיית Exposed Terminal Effect בקונפיגורציה הנתונה: בעיה כזו נוצרת כאשר תחנה כלשהי חשופה לשידור של תחנה אחרת ובגלל חשיפה זו אינה יכולה לשדר לתחנה שלישית, ששידור אליה כן יכול להתאפשר במקביל לשידור הנ"ל. ברשת שלנו אין בעיה כזו:

אילו הייתה בעיה כזו הרי שתחנה C הייתה ודאי מעורבת בה (כי A יכול לתקשר עם B בזמן ש-D מתקשר עם E בלי להפריע אחד לשני). אבל נשים לב שתחנה C יכולה לשמוע את כל השידורים ברשת, ולכן היא ממילא לא יכולה לקבל הודעה בזמן שנעשית כל תקשורת אחרת ברשת, ובנוסף כל הודעה ש-C תשלח לתחנה אחרת תישמע ע"י כל שאר התחנות ולכן גם בזמן ש-C שולחת הודעה ממילא לא יכולה להתקיים שום תקשורת אחרת ברשת. => תחנה C לא יכולה להיות מעורבת בבעיית Exposed Terminal Effect לא כשולחת הודעה ולא כמקבלת הודעה, ובסה"כ קיבלנו שלא קיימת בעיית Exposed Terminal Effect ברשת שלנו.

ה. C אינה יכולה לשדר דבר, בפרט הודעות ACK למיניהן. מאחר שמידע נחשב תקין רק אם התקבלה עבורו הודעת ACK, הרי שממילא שום מידע שיישלח לתחנה C לא ייחשב כתקין ולא יתרום לניצולת. שאר התחנות מודעות לכך, ולכן עליהן לאמץ את הקונפיגורציה הבאה: הן פשוט יתעלמו מתחנה C, לא ישלחו אליה כלום וממילא לא יוכלו לקבל ממנה דבר. כעת הרשת שלנו מחולקת לשני תתי רשתות זרים – {A,B} ו- {D,E}. בכל אחד מתתי הרשתות הזרים הללו "כולם שומעים את כולם" – ולכן בכל אחד מהם ניתן להשתמש בקונפיגורציית PCS מבלי לחשוש מבעיית Hidden Terminal Effect, וכך להגיע לניצולת המקסימלית.

SONET/SDH

טכנולוגיית Physical layer לרשתות אופטיות שמשתמשים בה בטופולוגיית טבעת (הטופולוגיה המינימלית שניתן להמשיך ולהשתמש בה גם לאחר נפילת תחנה אחת או קו שידור אחד). על הרשת משדרות התחנות בקצבים גבוהים מאוד מסגרות ("רכבות") באורך קבוע, כשכל אחת מהן מכילה מספר קבוע של סלוטים ("קרונות"). כדי שתחנה תדע שהמידע מיועד לה, נקבע מראש שכל קרון מוגדר עבור זוג תחנות. השימוש בשיטה זו לא יעיל כי ההתפלגות של המידע בין הזוגות השונים אינה ניתנת לחיזוי ומשתנה באופן דינמי מאוד. הפתרון הוא להסתכל על הערוץ כערוץ יחיד שישמש כל תחנה שרוצה לשלוח מידע.

Resilient Packet Ring (RPR)

נקרא גם Buffer Insertion Ring (BIR)

תקן לשידור מידע non-isochronous ברשתות טבעת שבו התחנות משדרות מסגרת שדומה למסגרת Ethernet. תחנה שמקבלת מסגרת בודקת אם היא מיועדת עבורה ואם כן, היא מעתיקה את המסגרת לחוץ מקומי ולא מעבירה אותה הלאה. אם לא, היא משדרת אותה קדימה אלא אם היא שלחה את המסגרת (כי היעד לא היה בטבעת או ששודרה הודעת broadcast).

לכל תחנה ישנם שני חוצצים: buffer_a ו-buffer_b. כל עוד לתחנה אין מה לשדר, buffer_b מהווה חלק מהטבעת. ב-buffer_a ניתן לטעון מסגרת מקומית שמיועדת לשידור לתחנה אחרת, ואז כש-buffer_b ריק, אפשר להתחיל לשדר את המסגרת המקומית מ-buffer_a. מסגרת שמתקבלת בזמן שידור ומיועדת לתחנה אחרת מוכנסת ל-buffer_b וכאשר התחנה סיימה לשדר את המסגרת מ-buffer_a, היא מתחילה לשדר את buffer_b.

ניצולת של רשת טבעת – קצב השידור של מידע חדש בכל המערכת מנורמל בקצב השידור. אם קצב שידור המידע הוא T ביטים לשינה ובכל יחידת זמן K תחנות בטבעת משדרות חבילות חדשות, אזי קצב השידור של מידע חדש הוא $K \cdot T$ ואילו הניצולת היא $\frac{K \cdot T}{T}$.

רוחב הפס הזמין – הקצב בו ניתן לשדר מידע חדש בטבעת.

אם מספר התחנות בהן עוברת כל הודעה במוצע הוא \bar{d} אזי מספר התחנות הדרוש הינו $K = \frac{N}{\bar{d}}$.

עבור טבעת חד כיוונית $\bar{d} = \frac{N}{2}$ ועבור טבעת דו כיוונית $\bar{d} = \frac{N}{4}$.

כל התחנות מריצות פרוטוקול מבוזר ללימוד הטופולוגיה וכך התחנות יודעות לאן הן צריכות לנווט את ההודעות (על איזה טבעת אם מדובר בטבעת דו כיוונית).

במקרה ותחנה נופלת קיימים שני מנגנוני תגובה:

- **Steering mode** – תחנה שולחת הודעות ליעד במסלול שלא עובר בתחנה או בקו שנפלו.
- **Wrapping mode** – עד שתחנת המקור עוברת ל-**steering mode**, התחנה הסמוכה לנפילה יכולה להעביר מסגרות מידע מטבעת אחת לשנייה.

כדי ליצור מנגנון עדיפויות, הופכים את `buffer_b` לשני חוצצים, אחד לעדיפות גבוהה והשני לעדיפות נמוכה. תחנה שרוצה לשדר בעדיפות נמוכה, תעשה זאת רק אם שני החוצצים ריקים ואלגוריתם ההגינות מרשה. אם היא רוצה לשדר בעדיפות גבוהה, אלגוריתם ההגינות צריך לאפשר את השידור והחוצץ לעדיפות גבוהה צריך להיות פנוי.

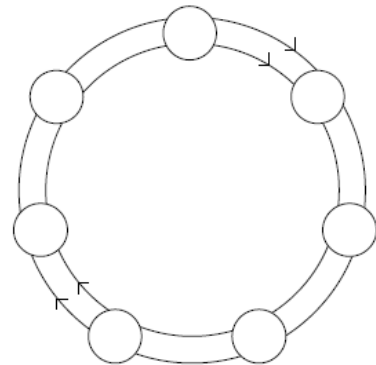
RPR - דוגמה לשאלה

נתונה טבעת BIR חד כיוונית עם N תחנות. הוחלט להוסיף שני כרטיסי רשת נוספים לכל תחנה, כך שמתאפשר לקבל שידור של תחנה אחת נוספת ולשדר לתחנה אחת נוספת.

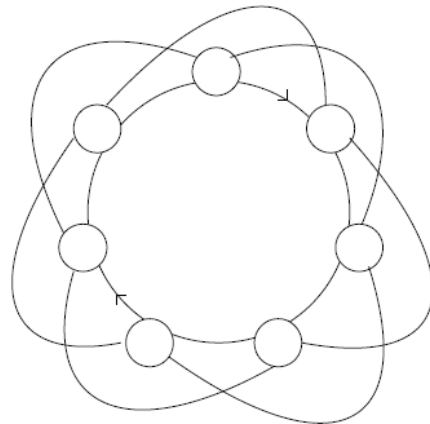
לפיכך כל תחנה יכולה להיות שייכת בדיוק ל-2 טבעות (הטבעת המקורית וטבעת נוספת).
הניחה כי לאחר תחילת שידור על טבעת כלשהי, לא ניתן לעבור לשדר בטבעת אחרת. למשל בסעיף ב, לא ניתן להתחיל לשדר בטבעת המקורית ולאחר מספר דילוגים לעבור לטבעת החדשה עם הדילוגים.

בסעיפים א'-ד', הוצגו מספר אפשרויות לחיבור התחנות. חשבו את הניצולת של הרשת הנתונה, כפי שהוגדרה עבור BIR.

א. חיבור טבעת נוספת באותו כיוון של הטבעת המקורית:



ב. חיבור כל התחנות הזוגיות בטבעת אחת וכל התחנות האי זוגיות בטבעת נוספת (דילוגים של תחנה אחת):



- ג. חיבור בדילוגים של 2 תחנות (יווצרו לנו 3 טבעות חדשות).
 ד. חיבור בדילוגים של k (יווצרו לנו k+1 טבעות חדשות).
 ה. עבור איזה ערך של k נקבל ניצולת מקסימלית? הוכיחו את תשובתכם.

פתרון

א. שתי הטבעות הן באותו כיוון, ולכן עדיין המרחק הממוצע שאותו צריכה הודעה לעבור הוא $\bar{d} = N/2$. יש לנו N תחנות ברשת, ולכן הניצולת של הרשת הנתונה, שמוגדרת כקצב השידור

$$S = \frac{N}{\bar{d}} = \frac{N}{N/2} = 2$$

של מידע "חדש" לתוך הטבעת מנומל בקצב השידור, היא

ב. הנחה: N מתחלק ללא שארית ב-2.

נשים לב שלכל תחנה יש שתי טבעות בדיוק שהיא מחוברת אליהן – הלולאה הראשית שמכילה את כל התחנות והלולאה הקטנה יותר שמכילה רק חצי מהן. אם התחנה רוצה לשלוח הודעה כלשהי לתחנה אחרת, היא תשלח אותה על הלולאה הקטנה אם התחנה האחרת נמצאת עליה, אחרת היא תשלח את ההודעה על הלולאה הגדולה. נסמן ב- P_S את ההסתברות שתחנה תשלח

את ההודעה על הלולאה הקטנה, וב- P_B את ההסתברות שתחנה תשלח את ההודעה על הלולאה הגדולה. מתקיים $P_S = \frac{\frac{N}{2}-1}{N-1} = \frac{N-2}{2(N-1)}$, $P_B = \frac{\frac{N}{2}}{N-1} = \frac{N}{2(N-1)}$. המרחק

הממוצע שאותו עוברת הודעה על הלולאה הקטנה הוא $\bar{d}_S = \frac{\frac{N}{2}}{2} = \frac{N}{4}$, ואילו המרחק הממוצע

אותו עוברת הודעה על הלולאה הגדולה הוא $\bar{d}_B = \frac{N}{2}$, ולכן בסה"כ המרחק הממוצע אותו עוברת

הודעה הוא: $\bar{d} = P_S \bar{d}_S + P_B \bar{d}_B = \frac{N}{4} \cdot \frac{N-2}{2(N-1)} + \frac{N}{2} \cdot \frac{N}{2(N-1)} = \frac{N(3N-2)}{8(N-1)}$

$$S = \frac{N}{\bar{d}} = N \cdot \frac{8(N-1)}{N(3N-2)} = \frac{8(N-1)}{3N-2}$$

של הרשת הנתונה היא:

ג. הנחה: N מתחלק ללא שארית ב-3.

נבצע ניתוח דומה לזה של הסעיף הקודם: נשים לב שלכל תחנה יש שתי טבעות בדיוק שהיא מחוברת אליהן – הלולאה הראשית שמכילה את כל התחנות והלולאה הקטנה יותר שמכילה רק שליש מהן. אם התחנה רוצה לשלוח הודעה כלשהי לתחנה אחרת, היא תשלח אותה על הלולאה הקטנה אם התחנה האחרת נמצאת עליה, אחרת היא תשלח את ההודעה על הלולאה הגדולה.

נסמן ב- P_S את ההסתברות שתחנה תשלח את ההודעה על הלולאה הקטנה, וב- P_B את

ההסתברות שתחנה תשלח את ההודעה על הלולאה הגדולה. מתקיים $P_S = \frac{\frac{N}{3}-1}{N-1} = \frac{N-3}{3(N-1)}$,

ו- $P_B = \frac{\frac{2N}{3}}{N-1} = \frac{2N}{3(N-1)}$. המרחק הממוצע שאותו עוברת הודעה על הלולאה הקטנה הוא

$\bar{d}_S = \frac{\frac{N}{3}}{2} = \frac{N}{6}$, ואילו המרחק הממוצע אותו עוברת הודעה על הלולאה הגדולה הוא $\bar{d}_B = \frac{N}{2}$

ולכן בסה"כ המרחק הממוצע אותו עוברת הודעה הוא:

$\bar{d} = P_S \bar{d}_S + P_B \bar{d}_B = \frac{N}{6} \cdot \frac{N-3}{3(N-1)} + \frac{N}{2} \cdot \frac{2N}{3(N-1)} = \frac{N(7N-3)}{18(N-1)}$

$$S = \frac{N}{\bar{d}} = N \cdot \frac{18(N-1)}{N(7N-3)} = \frac{18(N-1)}{7N-3}$$

הנתונה היא:

ד. הנחה: N מתחלק ללא שארית ב- $k+1$.

נבצע ניתוח דומה לזה של הסעיפים הקודמים: נשים לב שלכל תחנה יש שתי טבעות בדיוק שהיא מחוברת אליהן – הלולאה הראשית שמכילה את כל התחנות והלולאה הקטנה יותר שמכילה רק

מהן. אם התחנה רוצה לשלוח הודעה כלשהי לתחנה אחרת, היא תשלח אותה על הלולאה

הקטנה אם התחנה האחרת נמצאת עליה, אחרת היא תשלח את ההודעה על הלולאה הגדולה.

נסמן ב- P_S את ההסתברות שתחנה תשלח את הודעתה על הלולאה הקטנה, וב- P_B את

ההסתברות שתחנה תשלח את הודעתה על הלולאה הגדולה. מתקיים

$$P_B = \frac{\frac{kN}{k+1}}{N-1} = \frac{kN}{(k+1)(N-1)}, P_S = \frac{\frac{N}{k+1}-1}{N-1} = \frac{N-k-1}{(k+1)(N-1)}$$

עוברת הודעה על הלולאה הקטנה הוא $\bar{d}_S = \frac{\frac{N}{k+1}}{2} = \frac{N}{2(k+1)}$, ואילו המרחק הממוצע אותו

עוברת הודעה על הלולאה הגדולה הוא $\bar{d}_B = \frac{N}{2}$, ולכן בסה"כ המרחק הממוצע אותו עוברת

הודעה הוא:

$$\bar{d} = P_S \bar{d}_S + P_B \bar{d}_B = \frac{N}{2(k+1)} \frac{N-k-1}{(k+1)(N-1)} + \frac{N}{2} \frac{kN}{(k+1)(N-1)} = \frac{N[(k^2+k+1)N-k-1]}{2(k+1)^2(N-1)}$$

ולכן הניצולת של הרשת הנתונה היא:

$$S = \frac{N}{\bar{d}} = N \cdot \frac{2(k+1)^2(N-1)}{N[(k^2+k+1)N-k-1]} = \frac{2(k+1)^2(N-1)}{(k^2+k+1)N-k-1}$$

ה. נחפש k שיביא את הניצולת למקסימום. לשם כך נגזור את הביטוי שקיבלנו עבור הניצולת, S , לפי k ונחפש עבור איזה ערך של k הנגזרת מתאפסת:

$$S = \frac{2(N-1)(k+1)^2}{Nk^2 + (N-1)k + N-1}$$

$$\frac{dS}{dk} = \frac{4(N-1)(k+1)[Nk^2 + (N-1)k + N-1] - [2Nk + N-1] \cdot 2(N-1)(k+1)^2}{[Nk^2 + (N-1)k + N-1]^2}$$

$$\frac{dS}{dk} = 0$$

↓

$$4(N-1)(k+1)[Nk^2 + (N-1)k + N-1] - [2Nk + N-1] \cdot 2(N-1)(k+1)^2 = 0$$

$$2[Nk^2 + (N-1)k + N-1] - [2Nk + N-1] \cdot (k+1) = 0$$

$$2Nk^2 + 2Nk - 2k + 2N - 2 - 2Nk^2 - Nk + k - 2Nk - N + 1 = 0$$

$$N-1 = Nk+k$$

$$k = \frac{N-1}{N+1}$$

נבדוק שערך זה של k הוא אכן מקסימום של הפונקציה S ולא מינימום או נקודה שאינה נקודה קיצונית:

$$\begin{aligned}
 S\left(k = \frac{N-1}{N+1}\right) &= \frac{2(N-1)\left(\frac{N-1}{N+1} + 1\right)^2}{N\left(\frac{N-1}{N+1}\right)^2 + (N-1)\left(\frac{N-1}{N+1}\right) + N-1} = \\
 &= \frac{2(2N)^2}{N(N-1) + (N-1)(N+1) + (N+1)^2} = \frac{8N^2}{N^2 - N + N^2 - 1 + N^2 + 2N + 1} = \\
 &= \frac{8N^2}{3N^2 + N} = \frac{8N}{3N + 1} \\
 S(k=0) &= \frac{2(N-1)}{N-1} = 2 < S\left(k = \frac{N-1}{N+1}\right) \\
 S(k=1) &= \frac{2(N-1) \cdot 2^2}{N \cdot 1^2 + (N-1) \cdot 1 + N-1} = \frac{8(N-1)}{3N-2} < S\left(k = \frac{N-1}{N+1}\right)
 \end{aligned}$$

ובסה"כ קיבלנו ש- $k = \frac{N-1}{N+1}$ מביא למקסימום את פונקציית הניצולת. מאחר ש- k צריך להיות

שלם, נצטרך לבחור בין $k=0$ ל- $k=1$. נשים לב שאם $k=0$ הרי שהמצב הוא בדיוק כמו בסעיף א' (שתי טבעות זהות בין כל התחנות) ולכן הניצולת נשארת 2, בעוד עבור $k=1$ הניצולת לא יכולה להיות קטנה מ- 2 כיוון שבמקרה הגרוע מתעלמים מהטבעת החדשה ומשתמשים רק בראשונה – ואז הניצולת היא בדיוק 2. \leq $k=1$ הערך האופטימלי הוא

חיבור LANs באמצעות גשרים

שתי תחנות נמצאות על אותו MAC domain (LAN segment) אם מסגרת MAC המשודרת על ידי האחת מתקבלת על ידי השנייה לא התערבות של תחנות ביניים אחרות בשכבה הגבוהה משכבה 1. חיבור 2 סגמנטים באמצעות repeater או hub ישאיר את התחנות באותו דומיין ויגרום לכך שרק תחנה אחת תוכל לשדר בו זמנית. כדי להגדיל את ה- available bandwidth, מחברים שני סגמנטים באמצעות גשר שמבודד אותם האחד מהשני וגורם לכך שרק מסגרות שלמות יעברו בין שני צדדיו בכפוף לפרוטוקול ה-MAC ולא אותות פיזיים בין הסגמנטים. כדי להעביר הודעה בין צידי הגשר, הוא קורא את המסגרת לתוך חוצץ מקומי ובהתאם לכללים הוא ממתין לשידור על הסגמנט השני ואז משדר אותה הלאה.

הגשר יודע להעביר מסגרת בין סגמנטים בעזרת Learning Algorithm, שעובד כל עוד הטופולוגיה של הרשת היא עץ. הגשר קורא כל מסגרת המשודרת על כל LAN segment אליו הוא מחובר כדי ללמוד מיהן התחנות המחוברות לשם (לפי ה-source MAC address) ואם הגשר מקבל מסגרת בה תחנת היעד לא ידועה לו, הוא מפיץ את המסגרת על כל ה-LAN שאליהם הוא מחובר. אם הטופולוגיה הפיזית אינה חסרת מעגלים, מורץ פרוטוקול מבזר שבונה עץ פורש לוגי.

אלגוריתם לבניית עץ פורש

האלגוריתם קובע את זהות השורש של העץ על פי זהותו (למשל הגשר עם כתובת ה-MAC הנמוכה ביותר) וכן מי הוא הגשר האחראי (designated bridge) עבור כל LAN לפי המרחק שלו מהשורש (מי שהכי קרוב לשורש). בהינתן כל המידע הזה, הגשרים ידעו לנתק את הפורטים הלא חיוניים כדי ליצור את העץ הפורש.

לכל גשר יש זהות ייחודית משלו כמו כתובת ה-MAC שלו, וכן לכל port שיוצא ממנו יש מזהה ייחודי. בנוסף, כל גשר מכיל משתנים המציינים את זהות השורש הנבחר של העץ, המרחק אל השורש ואיזה port מוביל אל השורש, מחיר שידור על ה-LAN שקשורים לכל גשר (מחיר 1 לכל LAN או פונקציה ביחס הפוך לקצב השידור על ה-LAN) ומערך המצייין עבור איזה LANs הגשר אחראי.

בתחילת הרצת הפרוטוקול, כל גשר שמתעורר ולא יודע על קיומו של שורש מציע את עצמו כשורש ע"י שליחה בכל פרק זמן קבוע של מסגרת בקרה מיוחדת (BPDU) שמכילה את זהותו. גשר בוחר את ה-root port את ה-port שממנו התקבל ה-BPDU עם הזהות המינימלית. כל גשר שמקבל BPDU מה-root port משדר BPDU על כל אחד מה-LANs עבורם הוא מהווה designated bridge, כאשר ה-BPDU מכיל את הזהות של הגשר השולח ושל ה-port שלו, הזהות של הגשר שהשולח חושב שהוא השורש והמחיר של המסלול שמוביל לשורש דרך הגשר השולח. אם התרחשו שינויי טופולוגיה, הפרוטוקול ממשיך להתנהל כאשר לא מחפשים שורש חדש. השורש מפיץ הודעת Hello מדי פעם וכל designated bridge מעביר אותה על הסגמנט שלו. אם ההודעה לא מתקבלת אחרי זמן מה, מתחילים את כל הפרוטוקול מחדש.

כעת נתאר את האלגוריתם באופן פורמאלי.

◆ כל גשר מכיל את המשתנים הבאים:

1. myID – זהות הגשר.
2. rootID – זהות השורש הנבחר של העץ.
3. rootCost – המרחק אל השורש הנבחר.
4. rootPort – ה-port המוביל אל השורש.
5. portCosts[] – מערך המכיל את מחירי שידור על ה-LANים הקשורים ישירות לגשר
6. designatedOnLAN[] – מערך דגלים בו כל כניסה מציינת האם הגשר הוא designated bridge של ה-LAN המתאים.

◆ מדי פעם גשר (ער) שולח הודעת בקרה המכילה:

1. myID
2. rootID
3. rootCost

◆ איתחול:

```
wakeup(){
    myID    = getID();
    rootID  = myID;      // I don't know any other bridge
    rootCost = 0;       // because I think I am the root
    initPortCosts(portCosts);
    setAllTrue(designatedOnLAN); // For now, I am the
    // designated bridge of all LANs I am attached to
    rootPort = -1;
}
```

◆ כאשר מתקבלת הודעת בקרה מ-LAN מסוים:

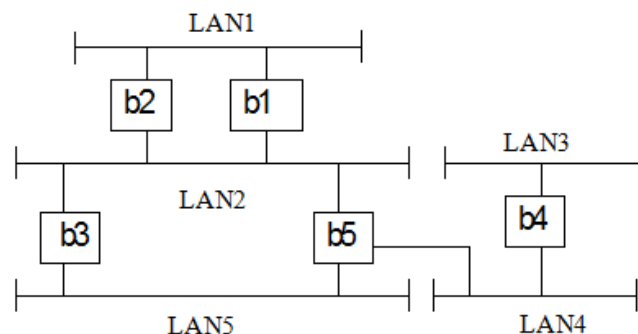
```
controlMessageReceived(MSG,srcPort){
    // check whether the source bridge knows
    // a "better" root
    if (MSG.rootID < rootID)
    {
        rootID = MSG.rootID;
        rootCost = MSG.rootCost + portCosts[srcPort];
        rootPort = srcPort;
    }
    // in case we agree on the root identity, and the source bridge
```

```
// knows a "better" route to root.
else if ((MSG.rootID == rootID) and
         (rootCost > MSG.rootCost+portCosts[srcPort]))
{
    rootCost = MSG.rootCost+portCosts[srcPort];
    rootPort = srcPort;
}
}
// check whether the source bridge should be the
// designated bridge of the LAN attached to srcPort
if ( (rootCost > MSG.rootCost) or
     ((rootCost == MSG.rootCost) and (myID > MSG.srcID)))
{
    designatedOnLAN[srcPort] = false;
} else {
    designatedOnLAN[srcPort] = true;
}
}
```

הערות:

1. העץ שנבנה אינו יחיד (תלוי בתזמון הודעות הבקרה).
2. האלגוריתם יודע להתמודד עם נפילות קווים/תחנות (לאחר חזרתם לכשירות).

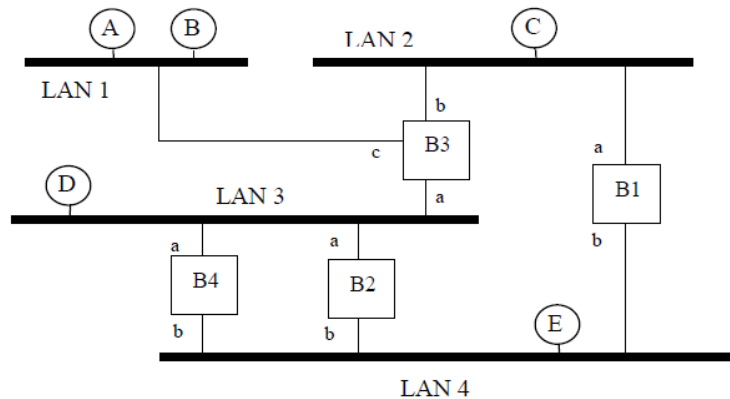
דוגמה לבניית עץ פורש



1. נניח b1 מתעורר ושולח הודעת בקרה (שבה הוא מציע עצמו כשורש) על LAN1 ו-LAN2.
 2. b2, b3 ו-b5 קובעים לעצמם כי b1 הוא השורש החדש וקובעים את ה-root port אליו.
 3. b5 שולח הודעת בקרה על LAN4 ו-LAN5. b3 שולח הודעת בקרה על LAN5.
 4. b4 מקבל הודעת בקרה של b5 ושולח הודעת בקרה על LAN3.
 5. b3 נקבע כ- designated bridge על LAN5.
 6. b5 נקבע כ- designated bridge על LAN4.
 7. b4 נקבע כ- designated bridge על LAN3.
- ◆ ברור כי b1 הוא designated bridge על LAN1 ו-LAN2 כי המחיר שלו לעצמו הוא הנמוך ביותר!
 - ◆ עתה יש לקבוע עבור כל גשר מה הם ה- ports המשתתפים בנייתו. זה נעשה עבור כל גשר B עפ"י האלגוריתם הבא:
 - אם B איננו designated bridge של אף LAN אז אף port שלו לא פעיל. (בדוגמא: b2)
 - אחרת, כל ה-ports של B שמובילים ל-LANs ש-B הוא ה-designated bridge שלהם וכן ה- root port של B הנם פעילים. (בדוגמא: ה-ports העליון והימני של b5 פעילים, אבל התחתון לא.)

Transparent Bridges – דוגמה לשאלה

נתונה הרשת הבאה, בה משתתפים 5 צמתים (A, B, C, D, E), 4 גשרים (B1, B2, B3, B4) ו-4 LAN-ים (LAN1, LAN2, LAN3, LAN4). לכל גשר ישנם מספר PORTS באמצעותם הוא מחובר ל-LAN-ים. הניחו כי מחיר המעבר דרך כל Port הוא 1. כמו כן, לאורך השאלה הניחו כי שורש העץ הוא תמיד B1.



א. נשנה את אלגוריתם בניית העץ: בעת הבניה, בין bridges שה-root שלהם שווה לא בוחרים לפי הזהות המינימלית, אלא בוחרים באופן אקראי. מהם העצים השונים, היכולים להיבנות עבור הרשת בנ"ל?

ב. כעת, נניח כי בעקבות קונפיגורציה היצוגית של הגשרים, בוטל אלגוריתם יצירת העץ. במקום זאת, נתון כי רק הממשקים הבאים של הגשרים הוגדרו להיות פעילים:

(B1-port a, B1-port b, B3-port b, B3-port c, B4-port a, B4-port b)

נתון, כי זמן ההתפשטות על כל LAN הוא 1 וכי זמן המעבר בגשר זניח. כמו-כן, ידוע כי כל רשומה נמחקת לאחר 8 יח' זמן ללא עדכון.

נתונים האירועים הבאים, המתארים שליחת הודעה מתחנת מקור לתחנת יעד, בנקודת זמן מתאימה:

- זמן 0 $A \rightarrow E$
- זמן 1 $B \rightarrow A$
- זמן 4 $C \rightarrow A$
- זמן 5 $A \rightarrow E$
- זמן 6 $D \rightarrow B$
- זמן 9 $E \rightarrow D$

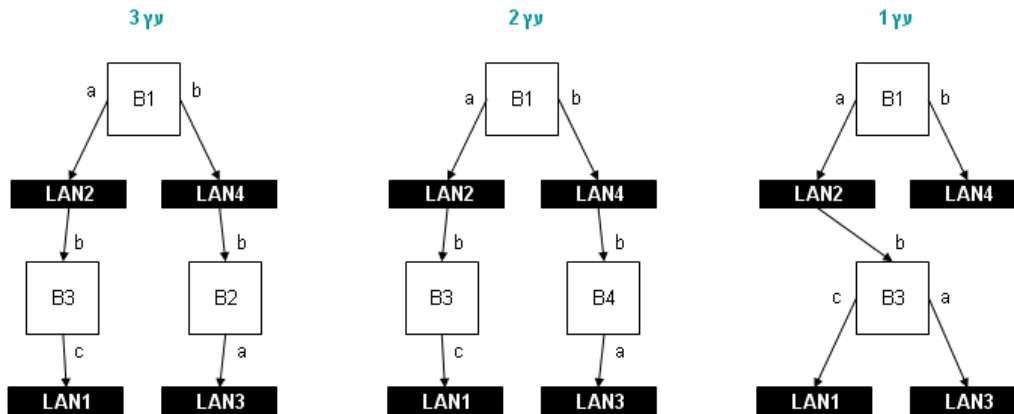
הניחו כי ההודעות לא נתנגשות זו בזו.

מלאו את טבלאות הניתוב בגשרים במשך סידרת השליחות הבאה עד שכל ההודעות מגיעות ליעדן. שתי השורות הראשונות הינן דוגמא. בתאים המתאימים, רשמו את שם התחנה, ואת ה-Port המשויך אליה. הוסיפו שורות והסברים במידת הצורך.

זמן	B1	B2	B3	B4	שידור ברשת
0	-	-	-	-	$A \rightarrow E$
1	-	-	A,c	-	$B \rightarrow A$
2					
3					
4					
5					
6					
7					
8					
9					
10					

פתרון

א. הדבר היחיד שהשתנה מהאלגוריתם המקורי הוא בחירת designated bridge מבין bridges שה-root cost שלהם שווה. נפעיל את האלגוריתם: נתון ששורש העץ הוא תמיד B1, ולכן הוא ייבחר מיד כ- designated bridge של LAN2 ו- LAN4. B3 הוא היחיד שקשור ל- LAN1 ולכן הוא ייבחר כ- designated bridge שלו. נותר לבחור את ה- designated bridge של LAN3. B2, B3, B4 יכולים כולם להיות ה- designated bridge שלו והם קרובים לשורש באותה מידה, והשינוי מתיר לאלגוריתם לבחור אחד מהם באקראי. לכן יש שלושה עצים שונים שיכולים להיבנות עבור הרשת הנ"ל, כתלות בבחירה האחרונה בין B2, B3, B4 כ- designated bridge של LAN3, והם:



ב. נמלא את הטבלה. בכחול מסומן מידע שזה עתה התקבל, באדום מידע שכבר היה ידוע קודם.

זמן	B1	B2	B3	B4	שידור ברשת	הערות והסברים
0	-	-	-	-	$A \rightarrow E$	
1	-	-	(A,c)	-	$B \rightarrow A$	<ul style="list-style-type: none"> גשר B3 מגלה שתחנה A יושבת אצלו על Port c, ומעביר את הודעתה ל- LAN2 דרך Port b שלו.
2	(A,a)	-	(A,c) (B,c)	-	-	<ul style="list-style-type: none"> גשר B1 מגלה שתחנה A יושבת אצלו על Port a, ומעביר את הודעתה ל- LAN4 דרך Port b שלו. ההודעה של B מגיעה ליעד A כי הם על אותו LAN. גשר B3 שומע את ההודעה מ- B ל- A וכך מגלה שתחנה B יושבת אצלו על Port c. הוא לא מעביר את ההודעה הלאה מה- Port השני שלו כי הוא כבר יודע ש- A יושבת גם על Port c שלו.
3	(A,a)	-	(A,c) (B,c)	(A,b)	-	<ul style="list-style-type: none"> ההודעה של A מגיעה ליעד E. גשר B4 מגלה שתחנה A יושבת אצלו על Port b, ומעביר את הודעתה ל- LAN3 דרך Port a שלו.
4	(A,a)	-	(A,c) (B,c)	(A,b)	$C \rightarrow A$	
5	(A,a) (C,a)	-	(A,c) (B,c) (C,b)	(A,b)	$A \rightarrow E$	<ul style="list-style-type: none"> גשר B3 מגלה שתחנה C יושבת אצלו על Port b, ומעביר את הודעתה ל- LAN1 דרך Port c שלו. גשר B1 שומע את ההודעה מ- C ל- A וכך מגלה שתחנה C יושבת אצלו על Port a. הוא לא מעביר את ההודעה הלאה מה- Port השני שלו כי הוא כבר יודע ש- A יושבת גם על Port a שלו.

6	(A,a) (C,a)	-	(B,c) (C,b) (A,c)	(A,b)	$D \rightarrow B$	<ul style="list-style-type: none"> גשר B3 מרענ את זכרונו שתחנה A יושבת אצלו על Port c, ומעביר את הודעתה ל-LAN2 דרך Port b שלו. ההודעה של C מגיעה ליעד A.
7	(C,a) (A,a)	-	(B,c) (C,b) (A,c)	(A,b) (D,a)	-	<ul style="list-style-type: none"> גשר B1 מרענ את זכרונו שתחנה A יושבת אצלו על Port a, ומעביר את הודעתה ל-LAN4 דרך Port b שלו. גשר B4 מגלה שתחנה D יושבת אצלו על Port a.
8	(C,a) (A,a) (D,b)	-	(B,c) (C,b) (A,c)	(D,a) (A,b)	-	<ul style="list-style-type: none"> ההודעה של A מגיעה ליעד E. גשר B1 מגלה שתחנה D יושבת אצלו על Port b, ומעביר את הודעתה ל-LAN2 דרך Port a שלו. גשר B4 מרענ את זכרונו שתחנה A יושבת אצלו על Port b, ומעביר את הודעתה ל-LAN3 דרך Port a שלו.
9	(C,a) (A,a) (D,b)	-	(B,c) (C,b) (A,c) (D,b)	(D,a) (A,b)	$E \rightarrow D$	<ul style="list-style-type: none"> גשר B3 מגלה שתחנה D יושבת אצלו על Port b, ומעביר את הודעתה ל-LAN1 דרך Port c שלו.
10	(C,a) (A,a) (D,b) (E,b)	-	(C,b) (A,c) (D,b)	(D,a) (A,b) (E,b)	-	<ul style="list-style-type: none"> ההודעה של D מגיעה ליעד B. גשר B4 מגלה שתחנה E יושבת אצלו על Port b, ומעביר את הודעתה ל-LAN3 דרך Port a שלו. גשר B1 שומע את ההודעה מ-E ל-D וכך מגלה שתחנה E יושבת אצלו על Port b. הוא לא מעביר את ההודעה הלאה מה-Port השני שלו כי הוא כבר יודע ש-D יושבת גם על Port b. עברו 8 יחידות זמן מאז B3 קיבל עדכון אחרון על כך שתחנה B יושבת אצלו על Port c, ולכן המידע הזה נמחק מהזיכרון שלו.
11	(C,a) (A,a) (D,b) (E,b)	-	(C,b) (A,c) (D,b)	(D,a) (A,b) (E,b)	-	<ul style="list-style-type: none"> ההודעה של E מגיעה ליעד D.

האינטרנט ופרוטוקולי TCP/IP

שכבת הרשת – פרוטוקול IP

רשת IP בנויה מתתי רשתות המחוברות באמצעות התקנים המבצעים ניתוב ברמה 3 ונקראים Routers (נתבים). בתוך כל רשת, הניתוב נעשה באמצעות שכבה 2, בין אם מדובר בסגמנט LAN אחד או במספר סגמנטים המחוברים באמצעות גשרים. השכבה אחראית על ניתוב החבילות ברשת ועל תרגום ומציאת הכתובות, אבל היא לא מבטיחה את ההגעה לתחנת היעד.

כתובת IP

הכתובת שמשמשים בה בשכבת הרשת ושמיילה 4 בתים (32 סיביות) שנכתבים כ-4 מספרים עשרוניים. מרחב הכתובות מתחלק ל-5 מחלקות, כאשר כתובות מ-3 מחלקות הן כתובות unicast

שיכולות לקשר תחנה בודדת והן מחולקות לשני שדות: כתובת רשת וכתובת מחשב (החלוקה בין השדות משתנה בין מחלקה ומחלקה).

כשתחנה רוצה לשלוח הודעת IP לתחנה אחרת, היא קודם כל בודקת אם היא באותה רשת כמוה (לפי ה-net id בכתובת של שתיהן). אם שתיהן באותה רשת, היא שולחת את ההודעה אליה ישירות, אחרת היא צריכה לשלוח אותה דרך הנתב של אותה הרשת. לכל תחנה מוגדר default router שאליה יהיו מיועדות כל ההודעות לרשתות אחרות. אם יותר מנתב אחד מחובר לרשת, הנתב יכול לשלוח הודעה הנקראת ICMP Redirect שתנווט הודעות לנתב המתאים מבין כל הנתבים המחוברים לאותה רשת.

שלבי שליחת הודעה בין רשתות

1. תחנה S רוצה להעביר הודעה לתחנה D שאינה באותה רשת איתה. בעזרת פרוטוקול DHCP שמעניק לתחנה את כתובת ה-IP שלה, את כתובת ה-default router שלה וכתובת IP של שרת DNS שיתרגם שמות אתרים לכתובות IP. שלבי הפרוטוקול: discover (התחנה מחפשת את ה-DHCP server), offer (זיהוי התחנה ע"י DHCP server), request (בקשת המידע) ו-ack (החזרת הערכים).
2. תחנה S תעביר לשכבת ה-MAC חבילת IP ששדה היעד שלה הוא IP(D) ומשדרת אותה לנתב שלה.
3. הנתב נמצא בעזרת פרוטוקול ARP, שממפה כתובת IP לכתובת MAC. S תישלח מסגרת המכילה ARP request לכתובת broadcast MAC (לכל התחנות) ורק שכבת ה-ARP של הנתב תענה.
4. שכבת ה-MAC של S תכניס את החבילה למסגרת ותשלח אותה ל-MAC(R) (נרשם ב-destination MAC address).
5. המסגרת מגיע לשכבת ה-MAC של הנתב שמעביר אותה לשכבת הרשת. הנתב מזהה את היעד ויודע שהוא ברשת השנייה ולכן הוא מעביר את ההודעה בחזרה לשכבת הרשת ומבקש לשדר אותה לתחנה שכתובתה הוא IP(D).
6. שכבת ה-MAC ב-R מוצאת את MAC(D) בעזרת פרוטוקול ARP.

לא ניתן לחבר את כל המחשבים באינטרנט באמצעות גשרים בגלל שלפרוטוקול transparent spanning tree לא יעיל ברשתות גדולות (השהייה ארוכה, גודש בשורש, זמן רב לשינוי העץ) ויש צורך בשמירת מידע על כל התחנות בכל אחד מהגשרים. מצד שני, אי אפשר להסתמך רק על נתבים, כי אז טבלאות הניתוב יהיו גדולות מדי ומרחב כתובות ה-IP ייגמר מהר יותר.

שכבת ה-IP

אחראית להעברת חבילות IP ממחשב המקור למחשב היעד. חבילת IP מורכבת משדות שמציינים את אורך החבילה, דגלים, הפרוטוקול ששולח את המידע (TCP או UDP), כתובת המקור וכתובת היעד, אורך החיים של החבילה (TTL, מונה המאותחל ע"י תחנת המקור שמחסירים ממנו 1 כל פעם שחוצים נתב בדרך, ואם הוא מגיע לאפס, זורקים את החבילה) ואפשרות לחתוך את החבילה לכמה חלקים (פרגמנטציה).

ניתוב ב-IP

הנתבים בונים ביניהם טבלת ניתוב ע"י מימוש מבוזר של Bellman-Ford: כל נתב שולח לשכניו את טבלת הניתוב שלו ומעדכן את הטבלה על סמך המידע שקיבל מאחרים כך שתתקבל ליד כל רשת המסלול הקצר אליה מאותו נתב. אולם האלגוריתם הזה בעייתי כי יכול להיווצר מצב שבו הוא לא יתכנס או שתהיה התכנסות איטית, בנפילות מסוימות ובתלות בתזמון משלוח העדכונים. ניתן לפתור זאת בכך שלא מדווחים לשכן על מסלולים שעוברים דרך השכן, אבל זה פותר רק מעגלים של 2 צמתים.

מבנה האינטרנט

האינטרנט מחולק ל-Autonomous Systems, כשכל אחת מנוהלת ע"י ישות אדמיניסטרטיבית אחת והן בנויות מכמה רשתות. בגלל הגודל של האינטרנט, מריצים פרוטוקול ניתוב עצמאי בכל AS בנפרד ועוד פרוטוקול אחד בין כל ה-ASs. הנתבים בתוך כל AS יודעים מי השכנים ואת הטופולוגיה של ה-AS בלבד.

ARP

על מנת לשלוח את הודעה בתוך ה-LAN, יש לקבל את הכתובת הפיסית (כתובת ה-MAC) של הנתב או התחנה ברשת זו. לשם כך משתמשים ב-ARP. ARP מנהל טבלת תרגום הממפה כתובות IP לכתובות MAC. ברגע שמתקבלת בקשת תרגום לכתובת IP, ARP יתבונן בטבלת התרגום, ובמידה שאין כניסה מתאימה ישלח הודעת ARP-request ב-broadcast (כתובת 111...111), בה ישאל מה הכתובת הפיסית של כתובת ה-IP הנתונה. המחשב שכתובת ה-IP היא שלו, יחזיר את הכתובת הפיסית שלו בהודעת ARP-reply אשר תעדכן את טבלת תרגום. מדי פעם הכניסות של טבלת תרגום נזרקות. ARP הנו בעייתי מבחינת בטיחות המידע המועבר ברשת. תחנה יכולה לשלוח את כתובת ה-MAC שלה בתור תשובה ל-ARP-request על מנת לקבל הודעות המיועדות לתחנה אחרת (ARP Spoofing).

TTL

בכותרת של חבילת IP קיים שדה באורך 8 ביטים הנקרא (TTL) TIME_TO_LIVE. תחנת מקור מאתחלת שדה זה לערך מסוים וכל נתב בדרך מוריד את השדה לפחות ב-1. כאשר נתב רואה שערך שדה ה-TTL של חבילה הגיע ל-0, הוא זורק אותה ושולח הודעה על כך למקור (Time Exceeded – ICMP).

גילוי מסלול בין תחנות

הפקודה traceroute מאפשרת למשתמש המחובר לתחנה כלשהי, בניח A, לקבל תאור של המסלול אל תחנת רשת אחרת B, שכתובת ה-IP שלה נמסרת כפרמטר לפקודה. תאור המסלול הוא רשימת כתובות ה-IP של נתבים בהם עוברת החבילה בדרכה מ-A ל-B.

הפקודה שולחת חבילת IP המכילה הודעת echo-request אל תחנת היעד. החבילה ראשונה נשלחת עם TTL=1 כך שתיזרק ע"י הנתב הראשון במסלול, ותתקבל הודעה מהנתב המודיעה על כך שהחבילה נזרקה. כך מגדילים כל פעם את ערך ה-TTL עד שמתקבלת הודעת echo-reply מתחנת היעד.

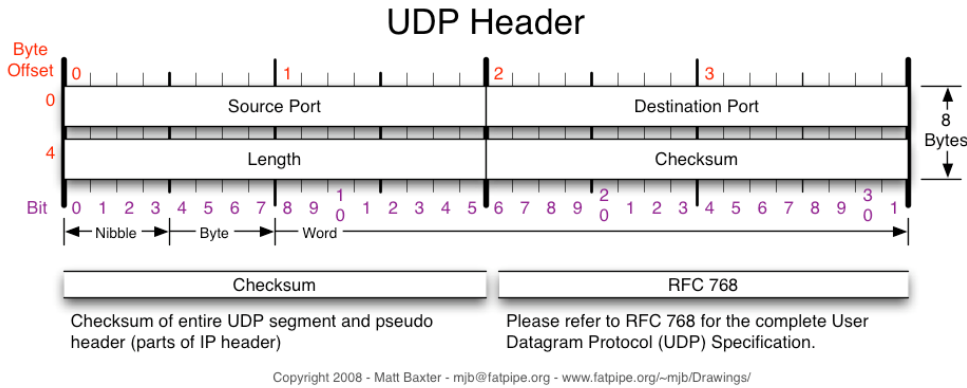
יש לשים לב שהפקודה מוצאת נתבים במרחקים מסוימים לאורך המסלול, אך כיוון שיתכן שכל פעם חבילות נוסעות במסלולים אחרים, יתכן שרצף הנתבים אינו מרכיב מסלול אמיתי שקיים ברשת.

שכבת התובלה (transport)

תפקיד שכבת התובלה הוא להעביר מידע בין שתי תחנות כלשהן. קיימים שני פרוטוקולים בשכבה הזו, TCP ו-UDP, ושניהם משתמשים ב-socket שמכיל את כתובת ה-IP ומספר port. ה-port הזה הוא מספר לוגי שאינו קשור לחומרה והוא נועד להפריד בין התהליכים בשכבת האפליקציה כך שמצד אחד אפליקציות באותו מחשב יוכלו להקשיב על אותה כתובת IP בעזרת פורטים שונים ומצד שני, שני הפרוטוקולים יוכלו להשתמש באותו port במקביל. קיימים 64 אלף מספרי port, כאשר 1024 הראשונים שמורים לאפליקציות ידועות (80 – HTTP, 23 – Telnet וכו').

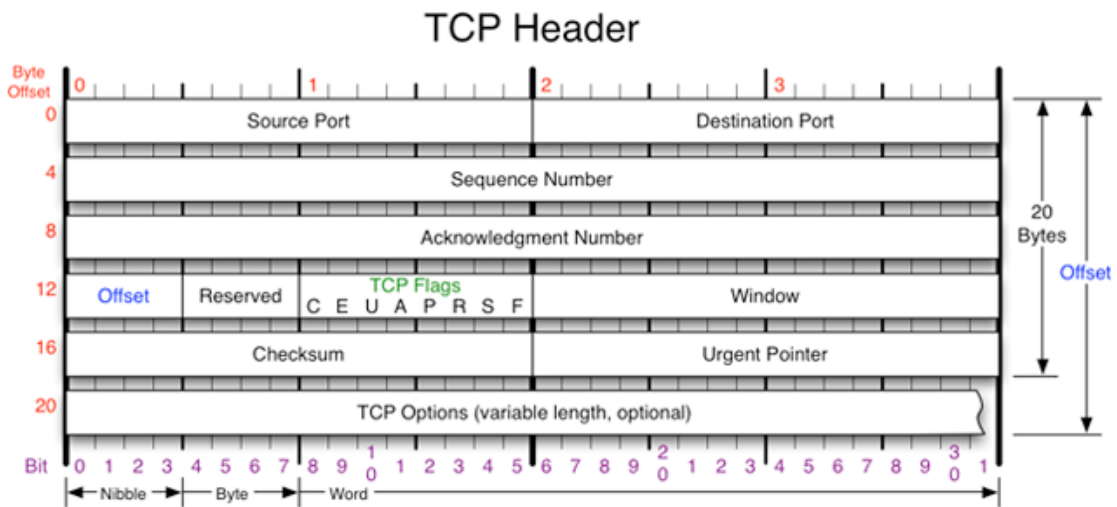
UDP

מוסיף מעט פונקציונליות ל-IP. הוא מאפשר לגלות שגיאות אבל לא מעבר לזה (אין הבטחת אמינות). הפרוטוקול הזה מתאים לחבילות קטנות, לשיחות טלפוניה (VoIP) ו-וידאו ולהעברת קבצים כשאין דרישה למערכת מורכבת בצד השני (למשל כשרוצים להתקין מערכת הפעלה על פני רשת שלמה של מחשבים).



TCP

בנוסף לתכונות של UDP, פרוטוקול TCP מבטיח אמינות גבוהה יותר: הגעה ותקינות המידע, לפי הסדר וללא שכפולים. מצד שני, הפונקציונליות הזו מסבכת את הפרוטוקול ומגדילה את זמן העיבוד שלו (ולכן יש מקרים שבהם מעדיפים להשתמש ב-UDP).



TCP מסובך יותר בגלל שהשכבה שמתחתיו לא שומרת על הסדר היחסי ולכן הוא לא יודע מתי בדיוק הוא צריך לבקש שידור חוזר. כדי לזהות שסגמנט אבד, משתמשים במנגנון של 3 duplicate ACKs, שלפיו ההסתברות שסגמנט יתקבל לאחר 3 סגמנטים שנשלחו אחריו היא קטנה מאוד. בנוסף, ל-TCP קיים מנגנון של בקרת גודש שמתאים את הקצב שבו הוא מעביר סגמנטים של מידע לשליחה ע"י IP לעומס ברשת בין התחנה השולחת למקבלת.

ARP – דוגמה לשאלה

להלן תדפיס מסך אוטמטי עם הפקודות שהופעלו ממחשב המתרגל. פקודה `arp -a` מראה את תוכן טבלת ה-ARP, פקודה `ipconfig` מראה את נתוני המחשב עליו הופעלה ופקודת `ping X` הינה הודעה הנשלחת מעל UDP למחשב X על מנת לברר אם הוא קיים (במקרה זה הוא יחזיר תשובה), כאשר את כתובת ה-IP של X, אם לא ניתנה במפורש, מוצאים בעזרת DNS.

```

Z:\>ipconfig
    Connection-specific DNS Suffix  . : cs.technion.ac.il.
    IP Address. . . . . : 132.68.40.46
    Default Gateway . . . . . : 132.68.43.254
Z:\>arp -a
    Internet Address   Physical Address   Type
    132.68.43.254     00-11-88-48-74-36  dynamic
Z:\>ping ibm278
    Pinging ibm278.cs.technion.ac.il [132.68.40.18] with 32 bytes of data:
    Reply from 132.68.40.18: bytes=32 time<1ms TTL=128
Z:\>arp -a
    Internet Address   Physical Address   Type
    132.68.40.18     00-11-25-4b-40-83  dynamic
    132.68.43.254     00-11-88-48-74-36  dynamic
Z:\>ping www.huji.ac.il
    Pinging v-w2w7.cc.huji.ac.il [132.64.3.20] with 32 bytes of data:
    Request timed out.
Z:\>arp -a
    Internet Address   Physical Address   Type
    132.68.40.18     00-11-25-4b-40-83  dynamic
    132.68.43.254     00-11-88-48-74-36  dynamic
Z:\>arp -a
    Internet Address   Physical Address   Type
    132.68.43.254     00-11-88-48-74-36  dynamic
Z:\>ping 132.68.43.254
    Pinging 132.68.43.254 with 32 bytes of data:
    Reply from 132.68.43.254: bytes=32 time<1ms TTL=64

```

- א. מדוע פקודת ping הראשונה גרמה לשינוי בטבלת ה-ARP?
- ב. מדוע פקודת ping השנייה לא גרמה לשינוי בטבלת?
- ג. מדוע הטבלה השתנתה בין פקודת ה-ARP האחרונה לזו לפני האחרונה?
- ד. מדוע ערך ה-TTL שהוחזר ב-ping הראשון לא שווה לזה שהוחזר ב-ping האחרון?

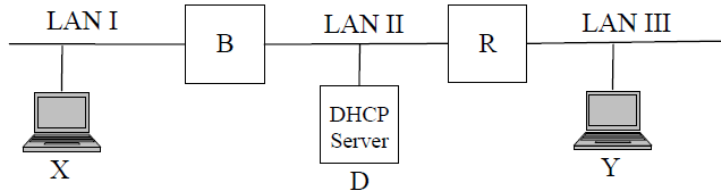
פתרון

- א. פקודת ה-ping הראשונה גרמה לשינוי בטבלת ה-ARP כיוון שבמהלך פקודת ה-ping נשלחה הודעת ARP request לבירור כתובת ה-MAC של IP = 132.68.40.18 (זוהי כתובת ה-IP של המחשב ibm278, שהתגלתה לאחר פניה ל-DNS). לאחר קבלת ה-ARP reply עודכנה טבלת ה-ARP להכיל את כתובת ה-MAC שנשלחה חזרה, כיוון שמדובר בכתובת IP באותו LAN.
- ב. פקודת ה-ping השנייה לא גרמה לשינוי בטבלת ה-ARP כיוון שפקודת ה-ARP request שנשלחה במהלכה לא נענתה, ולכן לא הייתה כתובת MAC לעדכן בה את טבלת ה-ARP. הסיבה לחוסר ההיענות לפקודת ה-ARP-request יכולה להיות שכתובת ה-IP אליה בוצע ה-ping, IP = 132.64.3.20 אינה נמצאת באותו LAN של השולח (שהרי ARP-request נשלח לכתובת Broadcast וכך מגיע לכל המחשבים באותו LAN של השולח). סיבה אחרת היא שהכתובת כן נמצאת באותו LAN אך בכל זאת לא הצלחנו לתקשר איתה, כתוצאה מבעיות קישוריות כלשהן.
- ג. טבלת ה-ARP השתנתה בין פקודת ה-ping האחרונה לזו לפני האחרונה כיוון שמדי פעם כניסות טבלת ה-ARP נזרקות, כדי לשמור על הטבלה עדכנית.

ד. שדה ה- TTL הוא שדה המאותחל לערך מסוים ע"י תחנת המקור, וכל נתב בדרך מוריד את ערכו לפחות ב-1. לכן, הסיבה לכך שערך ה- TTL שהוחזר ב- ping הראשון שונה מזה שהוחזר ב- ping האחרון יכולה להיות שבכל אחת מפקודות ה- ping החבילה עברה דרך מספר שונה של נתבים, או שערך ה- TTL אותחל למספר שונה בכל אחד מהמקרים.

DHCP – דוגמה לשאלה

נתונה רשת מחשבים המורכבת משלוש תת רשתות המחוברות ביניהן באמצעות גשר – B ונתב – R (ראה ציור)



בזמן $t=0$ מחברים את המחשב X לרשת. למחשב זה אין כתובת IP מובנת והוא צריך להשתמש בפרוטוקול DHCP על מנת להשיג כתובת IP (ואת שאר נתוני הרשת הרלוונטיים).
 הגה כי טבלאות הניתוב ב-B וב-R מעודכנות וכי אין איבודים של חבילות.
 מחשב X רוצה לשלוח חבילת UDP למחשב Y. מחשב X יודע את כתובת ה-IP של מחשב Y.
 תארו באמצעות הטבלה המצורפת את כל החבילות, שנשלחות בשכבת ה-MAC לפי הסדר החל מרגע $t=0$. שימו לב: יתכנו חבילות, שבהן חלק מהשדות אינם רלוונטיים. נא למלא רק את הטבלה.

Packet No.	MAC source addr.	MAC dest. addr.	IP source addr.	IP dest. addr.	Packet Type	Comment
1	MAC(x)	MAC(BroadCast)	0.0.0.0	Broadcast	DHCP discover	
⋮						

פתרון

Packet No.	MAC source addr.	MAC dest. addr.	IP source addr.	IP dest. addr.	Packet Type	Comment
1	MAC(X)	MAC(BroadCast)	0.0.0.0	Broadcast	DHCP discover	Broadcast on Lan1, sent by X
2	MAC(X)	MAC(BroadCast)	0.0.0.0	Broadcast	DHCP discover	Broadcast on Lan2, sent by B
3	MAC(D)	MAC(BroadCast)	IP(D)	Broadcast	DHCP offer	Broadcast on Lan2, sent by D
4	MAC(D)	MAC(BroadCast)	IP(D)	Broadcast	DHCP offer	Broadcast on Lan1, sent by B
5	MAC(X)	MAC(BroadCast)	0.0.0.0	Broadcast	DHCP request	Broadcast on Lan1, sent by X
6	MAC(X)	MAC(BroadCast)	0.0.0.0	Broadcast	DHCP request	Broadcast on Lan2, sent by B
7	MAC(D)	MAC(BroadCast)	IP(D)	Broadcast	DHCP ack	Broadcast on Lan2, sent by D

8	MAC(D)	MAC(BroadCast)	IP(D)	Broadcast	DHCP ack	Broadcast on Lan1, sent by B
9	MAC(X)	MAC(BroadCast)			ARP request [IP(R)]	Broadcast on Lan1, sent by X
10	MAC(X)	MAC(BroadCast)			ARP request [IP(R)]	Broadcast on Lan2, sent by B
11	MAC(R)	MAC(X)			ARP reply [MAC(R)]	Sent on Lan2, by R
12	MAC(R)	MAC(X)			ARP reply [MAC(R)]	Sent on Lan1, by B
13	MAC(X)	MAC(R)	IP(X)	IP(Y)	IP packet [Data]	Sent on Lan1, by X
14	MAC(X)	MAC(R)	IP(X)	IP(Y)	IP packet [Data]	Sent on Lan2, by B
15	MAC(R)	MAC(BroadCast)			ARP request [IP(Y)]	Broadcast on Lan3, sent by R
16	MAC(Y)	MAC(R)			ARP reply [MAC(Y)]	Sent on Lan3, by Y
17	MAC(R)	MAC(Y)	IP(X)	IP(Y)	IP packet [Data]	Sent on Lan3, by R