דניאל פלדמן, 302575436 feldman.daniel@gmail.com
דור מנדיל, 200968873 med3590@gmail.com
שקד גיטלמן, 302683925 ,shaked.gitelman@gmail.com

תרגיל תאורטי 1

שאלה 1

A

```
10100101 000 | 1001
1001
001101
  1001
  01000
   1001
   00011 000
      10 01
      01 010
       1 001
       0 011
```

הCRC הוא <u>011</u>.

B

i. לא, שינוי של 2 ביטים יכול להשפיע על ה-parity בשני דרכים:

a. עם השינויים באותו שורה או עמודה – נקבל 2 שינויים של ביטי parity ב2 עמודות או 2 שורות (בהתאמה). לכן לא יהיה לנו דרך להצליב שורה לעמודה כדי למצוא את הביטים.

b. אם השינויים הם בשורות ועמודות שונות – ניתן לבצע הצלבה (מכיוון שיש שינוי ב-4 ביטי parity: ב-2 שורות וב-2 עמודות) אך לא ניתן לדעת מה ההצלבה הנכונה.

ii. כן:

<u>Original</u>

0	0	0	0	**0**
0	0	0	0	**0**
0	0	0	0	**0**
0	0	0	0	**0**
0	**0**	**0**	**0**	**0**

<u>With Errors</u>

0	0	0	0	**0**
0	**1**	**1**	0	**0**
0	**1**	**1**	0	**0**
0	0	0	0	**0**
0	**0**	**0**	**0**	**0**

במקרה הזה מכיוון שבכל עמודה ושורה, שבהם היו שינוי, היו 2 שינויים בדיוק ביטי ה-parity לא ישתנו. ולכן אין באפשרותנו לדעת שקרתה שגיאה.

.iii כן:

Original				
0	0	0	0	**0**
0	0	0	0	**0**
0	0	0	0	**0**
0	0	0	0	**0**
0	**0**	**0**	**0**	**0**

With Errors				
0	0	0	0	**0**
0	1	1	0	**0**
1	0	1	0	**0**
1	1	0	0	**0**
0	**0**	**0**	**0**	**0**

גם כאן, בכל עמודה ושורה שבהם היו שינוי (3 עמודות ו3 שורות) , היו 2 שינויים בדיוק ולכן ביטי ה-parity לא ישתנו ← אין באפשרותנו לדעת שקרתה שגיאה.

שאלה 2

.i <u>הסיכוי שתחנה אדומה כלשהי תשדר בהצלחה:</u>

$$n * p * (1-p)^{n-1} * e^{-\lambda}$$

באדום - הסיכוי שתחנה אדומה אחת בלבד תבצע שליחה

הביטוי מוכפל ב-n מיכוון שכל אחת מהתחנות האדומות יש הסתברות כזו.

בסגול – הסיכוי שאף תחנה ירוקה לא שלחה בזמן הזה.

<u>הסיכוי שתחנה ירוקה כלשהי תשדר בהצלחה:</u>

$$\lambda e^{-\lambda} * (1-p)^n$$

בסגול – שידור מוצלח יחיד של תחונה ירוקה כלשהי.

באדום – כל התחנות האדומות לא שידרו באותו הזמן

נסכום את הביטויים ונקבל את הסיכוי שחבילה כלשהי תשלח:

$$\boldsymbol{n * p * (1-p)^{n-1} * e^{-\lambda} + \lambda e^{-\lambda} * (1-p)^n}$$

.ii הסיכוי של תחנה אדומה כלשהי לשדר בהצלחה:

$$\boldsymbol{n * p * (1-p)^{n-1} * e^{-\lambda} * e^{-\lambda}}$$

באדום – כמו קודם: הסיכוי לשליחה של חבילה מתחנה אדומה כלשהי

בסגול – הסיכוי שבמשך 2 חריצי זמן לא תהיה שליחה של ירוק. (זאת מיכוון שהחריצים לא מסונכרנים מבחינת זמני התחלה).

<u>חשוב</u>: הביטוי הסגול הנ"ל הוא בהנחה שגודל החריצים זהה בין הירוק והאדומות.

במידה וההנחה לא מתקיימת – נצטרך במקום הסגול לשים $e^{-\lambda*(R+1)}$.

כאשר R הוא היחס בין גודל חריץ אדום לגודל חריץ ירוק – זאת מכיוון שעלינו למנוע כניסה של

חבילה מתחנה ירוקה כלשהי בזמן שליחה - אם גודל חריץ זמן ירוק הוא קטן יותר (משך זמן שליחת חבילה קטן יותר), צריך למנוע יותר חריצי זמן.

iii. במקרה ואין הרבה תחנות ברשת או כאשר הסיכויים לשידור הם נמוכים, השימוש ב- pure aloha יאפשר לתחנות לשדר באיזה זמן שהן רוצות מבלי לחכות ל-slot.

שאלה 3

לא תהיה התנגשות.

נקח את המקרה הגרוע ביותר שהוא כשההפרש בין ה-kים הוא 1. (כי ככל שהפרש גדול יותר את הסיכוי להתנגשות קטן), ונחלק אותו ל-2 אפשרויות:
1) k=0, k=1
2) k=r, k=r+1

הנחות:

1) CSMA/CD מגדיר את זמן ההמתנה לפני שליחה להיות k *512 bit-times
2) jam signal = 32bit, ו init step = 96 bit time.
3) בלי הגבלת הכלליות, k של A קטן מ-k של B.

<u>ההתחלה בשני המקריים שקולה:</u>
זמן **t=0**, A ו-B שולחים את ההודעות.
זמן **t=225**, A ו-B מזהים שיש התנגשות ומתחילים בשליחת jam signal.
זמן **t=257**, A ו-B מסיימים לשלוח את ה-jam signal, A וב-B מגרילים אים:

1. <u>k=0, k=1</u>
זמן **t= 482**, A ו-B סיימו לקבל את כל ה-jam signal. (257 +propTime = 482)
זמן **t=578**, A חכה 96 bit times, ומתחיל לשלוח את ההודעה שלו.
זמן **t=796**, עברו 512 bit times עבור B, ולכן הוא מבצע בדיקה האם הקו פנוי למשך 96 bit times.
זמן **t= 803**, עברו 225 bit time מאז שליחת ההודעה מ-A ל-B, ולכן B מזהה אותה ולא מבצע שליחה.
➔ לא תהיה התנגשות.

2. <u>k=r, k=r+1</u>

זמן **t= 257 + r*512**, A מתחיל בבדיקה האם הקו פנוי.
זמן **t= 257 + r*512 +96**, A מסיים את הבדיקה ומתחיל לשלוח את הפקטה.
זמן **t= 257 + r*512 + 321**, B מקבל את הביט הראשון של ההודעה של A.

כלומר לפני שB בכלל התחיל בבדיקה האם הקו פנוי, הוא כבר קבל את ההודעה מA (B יבצע את הבדיקה ב- (257+r*512+512).
➔ לא תהיה התנגשות.

שאלה 4

A

dprop (length of line/ signal speed) = 250 / 250,000,000 = $\frac{1}{10^6}$

bandwith = 10^8

← נסמן ב-x את גודל הפריים המינימלי: לפי הנוסחא (x/bandwith > 2 * dprop) נקבל ש:

$\frac{x}{10^8}$> 2*$\frac{1}{10^6}$ → x > 2*$\frac{1}{10^6}$ * 10^8 → x > 2* 10^2 → x > 200

קיבלנו שx צריך להיות לפחות 200 ביטים.

שאלה 5

i

מה שנלמד מ-A ל-F באדום, מה שנלמד מE ל-A בכחול

B1

Host (Mac address)	Interface
A	2

B2

Host (Mac address)	Interface
A	1
E	2

B3

Host (Mac address)	Interface
A	**2**
F	**3**
E	**1**

B4

Host (Mac address)	Interface
A	2
E	3

ii

ההודעה מD ל-A תגיע ליעדה זאת מכיוון שלאחר שליחת ההודעה מA ל-E B3 עדכן בטבלת הניתוב שלו את ה-Intreface של A לערך הנכון (4), ולכן חבילה שתצא מ-D ותעבור דרך B3 ו-B4 (ש-A אצלו נשאר במיקום הנכון, 2)

ותגיע ליעדה.

בהודעה Am ל-E לא תתבצע הצפה מכיוון ש-B3 מכיר את E – וכתוצאה מכך B2 ו-B1 לא יעודכנו במיקומו החדש של A. בנוסף לכך, גם בשליחת החבילה Dm ל-A B1 ו-B2 לא התעדכנו במיקומו החדש של A, זאת מיכוון ששוב לא נגרום להצפה בswitchים B3 ו-B4 (כי מיקומו החדש של A ידוע להם), ולכן טבלאות הניתוב של switchים B2 ו-B1 לא התעדכנו במיקום הנכון של A גם במקרה הזה.
ולכן ההודעה Cm ל-A לא תגיע ליעדה - היא תגיע לפורט 1 ב-B2.

בונוס

$$d_i^j = \frac{\sum_{m=1}^{M} Z_{i,m} * C_m^j}{M}$$

C^j מעצם הגדרתו הוא הקוד (וקטור של 1 ו- (-1) ים) של לקוח j שגודלו כגודל ההודעה שנשלחת (M) ומגדיר את הערך 1 (כאשר C^j- [אותו הקוד כך שכל 1 הופך ל (-1) ולהפך] מגדיר את הערך -1).
כאשר נבצע מכפלה קרטזית ($\sum_{m=1}^{M} Z_{i,m} * C_m^j$ שקול ל $< Z_i, C^j >$) בינו ובין הקוד המייצג C^j או C^j - נקבל M או –M בהתאמה (המכפלה הקרטזית במקרה הזה היא סכימה M פעמים 1 או -1), ולכן חלוקה ב-M תוביל אותנו לערך 1 או -1.
מכאן נובע, שבמידה ו-Z_i הוא אות שמכיל רק את הסיגנל של לקוח j בהכרח נקבל את התוצאה הנכונה.

<u>כעת נוכיח עבור סיגנל מורכב שמכיל מידע ממספר לקוחות:</u>

נגדיר את Cone להיות קובצת כל הקודים המיצגים 1,
ונגדיר את Cminus להיות קובצת כל הקודים המיצגים -1.

כעת ניתן להגדיר את הסיגנל Z_i שמורכב מרצף כלשהו של סיגנלים מסה"כ NUM לקוחות כך:
$Z_i = \sum_{Ci \in Cone}^{L} Ci + \sum_{Ck \in Cminux}^{T} Ck$, כך ש Ci ≠ Ck לכל k ו-j, ו NUM ≥ L+T. (איחוד כלשהו של קודים מלקוחות שונים, כך שכחלקם מסמלים 1 וחלקם -1).

ולכן ניתן לפרק את הביטוי $< Z_i, C^j >$ ל:

$< \sum_{Ci \in Cone}^{L} C^i + \sum_{Ck \in Cminux}^{T} C^k , C^j >$ = <Ci, Cj> + … (L sums) … + <Ck, Cj> + … (T sums) …

בעקבות בחירתם של הקודים השונים מבוטח לנו שכל C^i C^j, כך ש j ≠ i הם אורתוגונלים 🡰
מכפלה קרטזית של $< C^i, C^j > = 0$. (הדבר נכון גם עבור $-C^i$: $< -C^i, C^j >$ = - $< C^i, C^j >$ = -0 = 0).

ולכן במידה הסיגנל של j היה 1 נקבל:

$$< \sum_{Ci \in Cone}^{L} C^i + \sum_{Ck \in Cminux}^{T} C^k , C^j > = < C^j, C^j > = \mathbf{M}$$

ובמידה והסיגנל של לקוח j היה -1 נקבל:

$$< \sum_{Ci \in Cone}^{L} C^i + \sum_{Ck \in Cminux}^{T} C^k , C^j > = < -C^j, C^j > = -\mathbf{M}$$

ולאחר חלוקה ב-M נקבל את הערך הנכון שנשלח ע"י לקוח j.