


תרגיל תאורטי 1

שאלה 1

A

```

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



ה-CRC הוא 011.

B

- i. לא, שינוי של 2 ביטים יכול להשפיע על ה-parity בשני דרכים:
 a. עם השינויים באותה שורה או עמודה – נקבל 2 שינויים של ביטי parity ב-2 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:

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	0	0	0	0	0

With Errors					
0	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0
0	1	1	0	0	0
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.

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	0	0	0	0	0

With Errors					
0	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0
1	0	1	0	0	0
1	1	0	0	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.

הסיכוי שתחנה אדומה כלשהי תשדר בהצלחה:

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

באדום - הסיכוי שתחנה אדומה אחת בלבד תבצע שליחה
הביטי מוכפל ב-n מיכיון שכל אחת מהתחנות האדומות יש הסתברות כזו.
בסגול - הסיכוי שאף תחנה ירוקה לא שלחה בזמן הזה.

הסיכוי שתחנה ירוקה כלשהי תשדר בהצלחה:

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

בסגול - שידור מוצלח יחיד של תחנה ירוקה כלשהי.
באדום - כל התחנות האדומות לא שידרו באותו הזמן

נסכום את הביטויים ונקבל את הסיכוי שחבילה כלשהי תשלח:

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

ii.

הסיכוי של תחנה אדומה כלשהי לשדר בהצלחה:

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

באדום - כמו קודם: הסיכוי לשליחה של חבילה מתחנה אדומה כלשהי
בסגול - הסיכוי שבמשך 2 חריצי זמן לא תהיה שליחה של ירוק. (זאת מיכיון שהחריצים לא מסונכרנים מבחינת זמני התחלה).

חשוב: הביטי 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 מיכיון שעלינו למנוע כניסה של

חבילה מתחנה ירחיקה 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 כשהפרש בין ה- k ים הוא 1. (כי ככל שהפרש גדול יותר את הסיכוי להתנגשות קטן), ונחלק אותו ל-2 אפשרויות:

$$(1) \quad k=1, k=0$$

$$(2) \quad k=r+1, k=r$$

הנחות:

(1) CSMA/CD מגדיר את זמן ההמתנה לפני שליחה להיות $k \cdot 512 \text{ bit-times}$

(2) $\text{init step} = 96 \text{ bit time}$ ו $\text{jam signal} = 32 \text{ bit}$

(3) בלי הגבלת הכלליות, k של A קטן מ- k של B.

ההתחלה בשני המקרים שקולה:

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. $k=1, k=0$

זמן $t=482$, A ו-B סיימו לקבל את כל ה-jam signal. $(257 + \text{propTime} = 482)$

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. $k=r+1, k=r$

זמן $t=257 + r \cdot 512$, A מתחיל בבדיקה האם הקו פנוי.

זמן $t=257 + r \cdot 512 + 96$, A מסיים את הבדיקה ומתחיל לשלוח את הפקטה.

זמן $t=257 + r \cdot 512 + 321$, B מקבל את הביט הראשון של ההודעה של A.

כלומר לפני ש-B כלל התחיל בבדיקה האם הקו פנוי, הוא כבר קבל את ההודעה מ-A

(B יבצע את הבדיקה ב- $(257 + r \cdot 512 + 512)$).

← לא תהיה התנגשות.

שאלה 4

A

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

$$bandwidth = 10^8$$

← נסמן ב-x את גודל הפריים המינימלי: לפי הנוסחה $(x/bandwidth > 2 * d_{prop})$ נקבל ש:

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

קיבלנו שא צריך להיות לפחות 200 ביטים.

שאלה 5

i

מה שנלמד מ-A ל-F באדום, מה שנלמד מ-E 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 מס ל-A תגיע ליעדה זאת מכיוון שלאחר שליחת ההודעה מ-A ל-E ב3 עדכן בטבלת הניתוב שלו את ה- Interface 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 A 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 מ-D ל-A B1 ו-B2 לא התעדכנו במיקומו החדש של A, זאת מכיוון ששוב לא נגרם להצפה ב-switchים 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 מ-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 $\langle Z_i, C^j \rangle$) 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.

כעת נוכיח עבור סיגנל מורכב שמכיל מידע ממספר לקוחות:

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:
 $Z_i = \sum_{C^i \in Cone} C^i + \sum_{C^k \in Cminus} C^k$, כך ש $C^i \neq C^k$ לכל i, j, k ו $NUM \geq L+T$. (איחוד כלשהו של קודים מלקוחות שונים, כך שכלקום מסמלים 1 וחלקם -1).

ולכן ניתן לפרק את הביטוי $\langle Z_i, C^j \rangle$ ל:

$$\langle \sum_{C^i \in Cone} C^i + \sum_{C^k \in Cminus} C^k, C^j \rangle = \langle C^i, C^j \rangle + \dots (L \text{ sums}) \dots + \langle C^k, C^j \rangle + \dots (T \text{ sums}) \dots$$

בעקבות בחירתם של הקודים השונים מבוסס לנו שכל C^i, C^j , כך ש $i \neq j$ הם אורתוגונליים \leftarrow
מכפלה קרטזית של $\langle C^i, C^j \rangle = 0$. (הדבר נכון גם עבור $\langle -C^i, C^j \rangle = -\langle C^i, C^j \rangle = 0$).

ולכן במידה הסיגנל של j היה 1 נקבל:

$$\langle \sum_{C^i \in Cone} C^i + \sum_{C^k \in Cminus} C^k, C^j \rangle = \langle C^j, C^j \rangle = M$$

ובמידה והסיגנל של לקוח j היה -1 נקבל:

$$\langle \sum_{C^i \in Cone} C^i + \sum_{C^k \in Cminus} C^k, C^j \rangle = \langle -C^j, C^j \rangle = -M$$

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