# 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 011.**

## B

1. לא, שינוי של 2 ביטים יכול להשפיע על ה-parity ב2 דרכים:
   1. 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.
   2. אם השינויים אם בשורות ועמודות שונות – ניתן לבצע הצלבה (מיכוון שיש שינוי ב-4 ביטי parity: ב-2 שורות וב-2 עמודות) אך לא ניתן לדעת מה ההצלבה הנכונה.
2. כן,

מקרא:

* בכחול כהה יותר: ה-parity bit
* באדום עם חץ: הביטים שהוחלפו

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 1 | 1 | 0 |
| 1 | 1 -> 0 | 1 -> 0 | 0 | 1 |
| 1 | 0 -> 1 | 1 -> 0 | 1 | 1 |
| 1 | 0 | 0 | 1 | 0 |
| 1 | 1 | 1 | 1 | 0 |

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

1. כן,

מקרא:

* בכחול כהה יותר: ה-parity bit
* באדום עם חץ: הביטים שהוחלפו

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| 0 | 0 | 1 | 1 | 0 |
| 1 | 1 | 1 -> 0 | 0-> 1 | 1 |
| 1 | 0 -> 1 | 1 | 1 -> 0 | 1 |
| 1 | 0 -> 1 | 0-> 1 | 1 | 0 |
| 1 | 1 | 1 | 1 | 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

1. הסיכוי שתחנה אדומה כלשהי תשדר בהצלחה:

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.

הסיכוי שתחנה ירוקה כלשהי תשדר בהצלחה:

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:

**+**

1. הסיכוי של תחנה אדומה כלשהי לשדר בהצלחה:

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).

חשוב: הביטוי הסגול הנ"ל הוא בהנחה שגודל החריצים זהה בין הירוק והאדומות.  
במידה וההנחה לא מתקיימת – נצטרך במקום הסגול לשים .   
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.

1. אין סיבה במידה ויש יכולות סנכרון בין מכשירים מיכוון שלכל גודל רשת slotted aloha מגדיל את סיכוי השליחה של חבילה.

## שאלה 3

**לא תהיה התנגשות.**

נתון שהחבילות שהתנגשו יצאו מ-A ומB באותו הזמן 🡸 הם יקבלו את ההודעה על ההתנגשות באותו זמן.  
בנוסף, נתון שהוגרלו kים שונים, נקח את המקרה הגרוע ביותר שהוא כשההפרש בינהם הוא 1. (כי כל הפרש גדול יותר מקטין את הסיכוי להתנגשות בינהם).  
(\*) CSMA/CD מגדיר את זמן ההמתנה לפני שליחה להיות 512\* k bit-times.

**(הערה: הזמנים בתשובה הם בbit times ביחס לזמן בחירת ה-kים, מיכוון שהוא זהה בשתי תחנות הקצה).**  
נניח בלי הגבלת הכלליות ש-A הגריל את ה-k הקטן יותר.  
A התחיל לשלוח את ההודעה (ללא הפרעה) כעבור 96 init bit times – בהם הוא בדק שהקו פנוי.  
מיכוון שהpropagation time הוא 225, בזמן 96+225 = 321, הביט הראשון שנשנלח מ-A הגיע ל-B ללא כל התנגשות – מיכוון שתורו של B לנסות לשלוח יגיע רק בזמן 512 (נובע מ-(\*)).  
נשים לב שאין תלות באורך ההודעה של A לשאלה האם תהיה התנגשות או לא, זאת מיכוון שבפרוטקול מוגדר לבצע בדיקה שהקו פנוי לפני שליחה, כאשר תורו של B יגיע לשליחה, הוא יבצע בדיקה:

אם A לא סיים לשלוח, הקו לא יהיה פנוי – ולכן יגריל K שוב.  
 אם A סיים לשלוח, הקו יהיה פנוי ולכן ישלח.

בכל מקרה, לא תהיה התנגשות בין 2 החבילות שהיו מיועדות להשלח.

## שאלה 4

### A

dprop (length of line/ signal speed) = 250 / 250,000,000 =

bandwith =

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

> 2\* 🡺 x > 2\* \* 🡺 x > 2\* 🡺 x > 200

קיבלנו שx צריך להיות לפחות 200 ביטים.

## שאלה 5

### i

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

B1

|  |  |
| --- | --- |
| Interface | Host (Mac address) |
| 2 | A |
|  |  |

B2

|  |  |
| --- | --- |
| Interface | Host (Mac address) |
| 1 | A |
| 2 | E |

B3

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

B4

|  |  |
| --- | --- |
| Interface | Host (Mac address) |
| 2 | A |
| 3 | E |

### ii

**ההודעה מD ל-A תגיע ליעדה** זאת מכיוון שלאחר שליחת ההודעה מA ל- E טבלאות הניתוב של B3 ו-B4 עדכנו בטבלאות הניתוב שלהם את הIntreface של A לערך הנכון (B3 ל- 4 וB4 ל- 2), ולכן חבילה שתצא מ-D ותעבור דרך B4 ו-B3 תגיע ליעדה.

בהודעה מA ל-E לא תתהצע הצפה מיכוון שB3 מכיר את E – וכתוצאה מכך B2 ו-B1 לא יעודכנו במיקומו החדש של A. בנוסף לכך, גם בשליחת החבילה מD ל-A B1 ו-B2 לא התעדכנו במיקומו החדש של A, זאת מיכוון גם לא תגרום 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.  
ו**לכן ההודעה מC ל-A לא תגיע ליעדה -** היא תגיע לפורט 1 ב-B2.

## בונוס

מעצם הגדרתו הוא הקוד )וקטור של 1 ו- (-1) ים) של לקוח j שגודלו כגודל ההודעה שנשלחת (M) ומגדיר את הערך 1 (כאשר - [אותו הקוד כך שכל 1 הופך ל (-1) ולהפך] מגדיר את הערך -1).  
כאשר נבצע מכפלה קרטזית ( שקול ל ) בינו ובין הקוד המייצג או - 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- 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 שמורכב מרצף כלשהו של סיגנלים מסה"כ NUM לקוחות כך:  
, 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 ל:

= <Ci, Cj> + … (L sums) ... + <Ck, Cj> + ... (T sums) …

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

ולכן במידה הסיגנל של  *j* היה 1 נקבל:

*ובמידה והסיגנל של לקוח j* היה 1- נקבל:

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