

קבועים

| קבוע | סימן | M.K.S | C.G.S |
|-------------------|------------|-----------------------------|-------------------------------|
| מהירות האור | C | $3 \cdot 10^8$ m/sec | $3 \cdot 10^{10}$ cm/sec |
| טעון אלקטרוני | e | $1.6 \cdot 10^{-19}$ C | $4.8 \cdot 10^{-10}$ e.s.u |
| מסת אלקטרון | m_e | $9.1 \cdot 10^{-31}$ Kg | $9.1 \cdot 10^{-28}$ g |
| מסת פרוטון/ניטרון | m_p, m_n | $1.67 \cdot 10^{-27}$ Kg | $1.67 \cdot 10^{-24}$ g |
| קבוע פלאנק | h | $6.63 \cdot 10^{-34}$ J-sec | $6.63 \cdot 10^{-27}$ erg-sec |
| קבוע רידברג | R_h | $2.18 \cdot 10^{-18}$ J | $2.18 \cdot 10^{-11}$ erg |
| מסי אבוגדרו | N_A | $6.02 \cdot 10^{23}$ 1/mole | |

קוד המינג (מקיים החסם שמעל)

סיביות בקרה ממוקמות במקומות: 1,2,4,8...
סיביות מסי' 11 למשל מוגנת ע"י סיביות 1=11+2+c1, c2, c4 (סיביות 8+2+c1, c2, c4)

| | | | | | | | | | | | | | | | |
|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|-----|-----|-----|
| c1 | c2 | d1 | c3 | d2 | d3 | d4 | c4 | d5 | d6 | d7 | d8 | d9 | d10 | d11 | d12 |
|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|-----|-----|-----|

| digit number | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 |
|--------------|---|---|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|
| 1 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 |
| 2 | 2 | 4 | 6 | 8 | 10 | 12 | 14 | 16 | 18 | 20 | 22 | 24 | 26 | 28 | 30 |
| 3 | 3 | 6 | 9 | 12 | 15 | 18 | 21 | 24 | 27 | 30 | 33 | 36 | 39 | 42 | 45 |
| 4 | 4 | 8 | 12 | 16 | 20 | 24 | 28 | 32 | 36 | 40 | 44 | 48 | 52 | 56 | 60 |

לסיביות בקרה ממוקמות במקומות: 1,2,4,8...
סיביות מסי' 11 למשל מוגנת ע"י סיביות 1=11+2+c1, c2, c4 (סיביות 8+2+c1, c2, c4)
נפלה שגיאה בסיבית מספר 14.

CRC (פולינומיאל מעל Z2)

$$x^5 + x^2 + 1 = 100101$$

המשדר והמקלט מסכימים על פולינום G(x) מעלה 5.

$$T(x) = x^g M(x) - [x^g M(x) \% G(x)]$$

כאשר T(x) הוא הודעה שתשודר, M(x) תהיה הודעה המקורית שהמשדר רצה לשדר. המקלט בודק האם T'(x) שקיבל מקיים: T'(x) \% G(x) = 0. אם כן הוא מניח שאין שגיאות בהודעה והוא יקבל את M(x) ע"י הורדת G(x) הביטים החתונים ב T'(x). (אם ישנה שגיאה שלא התגלתה או בהכרח E(x) | G(x))

xⁱ מציינין כי ארעה שגיאה בבית i-ה.

טענה 1

אם B G(x) יותר מרכיב 1 נוכל לגלות שגיאה בודדת.

טענה 2

אם B G(x) רכיב x⁰ אזי ניתן לבחור פולינום כך ש 2 שגיאות יתגלו עד חוקה גבוהה מאוד.

טענה 3

אם B G(x) ניתן לגלות כל מספר אי זוגי של שגיאות.

ההוכחה ע"י חישוב $E(1) = G(x)Z(x) - (1+x)G(x)Z(x)$
 $E(1) = G(x)Z(x) - (1+x)G(x)Z(x) = -xG(x)Z(x)$

טענה 4

אם z > r ניתן לגלות z שגיאות.

פרוטוקולי ARQ שכתבת הקו

Stop & Wait

$$\beta = \frac{\text{round_trip_time}}{\text{frame_trans_time}}$$

round trip time אינו כולל את זמן השידור.

ציליות: $S = \frac{1-P}{1+\beta}$ כאשר P הוא הסיכוי לכך שהודעה כלשהי תהיה שגויה.

Go Back N

מותר לוחץ על N חבילות מבלי לחכות לאישור עליון.

$N = \beta + 1$ הוא N בחברה האידיאלית.

לשכבה המקבלת נדרש חוצץ 1 בלבד! (אם אבדה חבילה כלשהי התחנה תורוק את כל החבילות שאחריה גם אם הן תקינות עד לקבלת החבילה המבוקשת)

ציליות: t_i - הזמן בו לראשונה נשלחת חבילה i (הפעם הראשונה בה היא נשלחת כאשר התחנה המקבלת מצפה לה כלומר R-1-ההתקבלתיקבל).

נתבונן באינטרוול $[t_i, t_{i+1}]$:

x - מספר הפעמים ששלחנו את i באינטרוול זה.

y - מספר ההודעות שנשלחו באינטרוול.

$$\gamma = \sum_{x=1}^{\infty} p^{x-1} (1-p) [(x-1)(\beta+1)+1] \frac{1+\beta P}{1-P}$$

הסבר: בכל אינטרוול פרט לאחרון (x-1) נשלחות כל המסגרות ($\beta+1$) ואילו באחרון רק המסגרת i (כי היא התקבלה והמסגרת הבאה, i+1 שייכת כבר ל $[t_i, t_{i+1}]$).

$$S = \frac{1-P}{1+\beta P}$$

Selective Repeat

נשמור מסגרות תקינות שהגיעו ובנוסף מסגרות קודמות שלא הגיעו.

ציליות: (1-P) - ככל ש- βP גדול יותר כך עדיף Selective Repeat.

המקבל צריך חוצץ איי. אם מובטח כי אין שגיאות אזי יספיק לו חוצץ בגודל $\beta+1$ אם מובטח כי השידור החוזר הראשון יצליח מספיק לו חוצץ בגודל $2\beta+1$ וכי.

חישובי ציליות

T_i - זמן שידור מסגרת.

T_p - זמן ההתפשטות בכיוון אחד.

T_A - זמן שידור ACK

$T_{out} = 2T_p + T_A$

$T_i = T_p + T_A + k \cdot T_p$ - מספר השידורים הנדרשים על מנת שהמסגרת תקבל.

$$S = \frac{T_i}{T_p + T_A + k \cdot T_p} = \frac{1-P}{1+\beta P}$$

הערות המורים

התפלגות פואסון

λ = ערכנים ליח' זמן.

הסיכוי ל-n מופעים ב t יחידות זמן: $P_n(t) = \frac{(\lambda t)^n e^{-\lambda t}}{n!}$

מספר ההופעות הממוצע ב-t יחידות זמן: $E[P_n(t)] = \lambda t$

$$e^x = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{x^n}{n!} \Rightarrow E[P_n(t)] = \lambda t$$

מפתח LITTLE

(M/M/1) נתקן לכל מערכת ולא רק לתור

$$E\{N\} = E\{T\} \lambda$$

λ - הג הממוצע.

$E(T)$ - זמן ההמתנה הממוצע במערכת.

$E(N)$ - מספר הערכנים הממוצעים בממוצע במערכת.

נתני לקיים מצב יציב: $\mu < \lambda$ (הו קצב היציאה הממוצע)

ערוצים משותפים

שכתב ה MAC מורכבת משתי ית שכבות: MAC ומעלה LLC.

1. למנוע איבודים.

2. לוודא כי אין שיבושים במידע שהתקבל.

3. שמירת הסדר.

4. אין שכפולים של מסגרות (בצד המקבל)

ALOHA

כל תחנה שרוצה לשדר מנסה לשדר ואם ארעה התנגשות היא ממתניתה פרק זמן אקראי ומנסה שוב לשדר.

ציליות: תחנות: 1. יש איים תחנות המנסות לשדר

2. G חבילות בשניה משודרות בממוצע לערוץ (בהתפלגות פואסונית)

$$S = P(1, G, 1) = G e^{-2G}$$

המקסימום מתקבל עבור G=0.5 וערכו $\frac{1}{2e}$.

SOTTED ALOHA

דומה לאלוהה רק שבנוסף הזמן מחולק לחריצים. תחנה שרוצה לשדר תנסה לשדר רק בתחילת חריץ זמן.

$$S = P(1, G, 1) = G e^{-G}$$

המקסימום מתקבל עבור G=1 וערכו $\frac{1}{e}$.

מספר תחנות סופי:

G_i - ההסתברות שתחנה i תשדר בחריץ (גם מסי השידורים הממוצע שלה ביח' זמן)

$$S_i = G_i \prod_{j=1, j \neq i}^N (1 - G_j)$$

במקרה בו כל המשתמשים זהים: $S_i = \frac{S}{N}, G_i = \frac{G}{N}$ נציב ונקבל:

$$\frac{S}{N} = \frac{G}{N} \prod_{j=1, j \neq i}^N (1 - \frac{G}{N}) = \frac{G}{N} (1 - \frac{G}{N})^{N-1}$$

↓

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

עבור N שואף לאינסוף נקבל התוצאה המוכרת: $S = G e^{-G}$.

CSMA/CD - CSMA

CSMA

ישנם שני סוגים: 1. one persistent - תחנה ממתניתה לטקט וזו משדרת

2. none persistent - תחנה ממתניתה פרק זמן גרומולי לפני שממתניתה להאזין (לאחר שקרתה התנגשות).

CSMA/CD

זהו CSMA רק שכאשר התחנה המשדרת מזהה התנגשות היא מפסיקה את השידור.

יתרון מקורב לביצועים:

- יש תחנת ותר תמיד רוצות לשדר.
- ההסתברות של תחנה לשדר בחריץ כלשהו היא P.

ההסתברות לשידור מוצלח בחריץ תהיה: $A = K(1-P)^K P$.

Contention Interval: פרק הזמן החל מסוף שידור מוצלח ועד תחילת השידור המוצלח הבא.

ההסתברות ל Contention Interval כילי J חריצים לא מוצלחים (ריקים או עם התנגשות) תהיה $(1-A)^J$ ולכן תוחלת מספר החריצים המבזבזים תהיה: $\frac{1-A}{A}$.

אורך כל חריץ תהיה 2τ (פרק הזמן המינימלי הדרוש לתחנה לדעת אם השידור שלה התגשש) ולכן תוחלת הזמן תהיה: $E(C) = \frac{2\tau(1-A)}{A}$

$$S = \frac{T_i}{T_i + E(C)} = \frac{1}{1 + \frac{2\tau(1-A)}{AT}}$$

ETHERNET

מבנה מסגרת:

| | | | | | |
|----------|-----------------------|------------------|------------|---------------|---------|
| Preamble | Destination MAC Addr. | Source MAC Addr. | Frame Type | Payload | CRC |
| 8 bytes | 6 bytes | 6 bytes | 2 bytes | 46-1500 bytes | 4 bytes |

Preamble - רצף של 7 בתים המכילים 10101010 ובית שמיני המכיל 10101011.

Frame Type - בדיים מציינין את אורך ה Payload.

ישנו שדה בשם PAD אשר מבטיח כי מ-Destination MAC Addr ועד ל-CRC כולל יהיו לפחות 64 בתים ע"מ שהתחנה תוכל לזהות התנגשות לפני סוף השידור.

מסגרת Ethernet מינימלית: מסגרת חייבת להיות באורך מינימלי מסוים על מנת לקיים: $2\tau \leq T_i$. אם תנאי זה מתקיים אז כל תחנה אחת שטרם התפשט השידור אליה (לכל היותר) τ זמן לאחר השידור) תנסה לשדר לשידור זה יקח τ זמן לחזור לתחנה ששידרה ראשונה ולכן סה"כ 2τ .

Binary Exp. Backoff

לאחר התנגשות ה-i של תחנה מסוימת בניסונה לשדר חבילה מסוימת מוגרל מספר בתחום $[0, 2^i - 1]$ וממתניים מספר זה של יחידות זמן (כל יחידה זמן היא באורך 2τ) לפני הנסיון הבא (ו גודל מעבר ל-10). לאחר 16 סיונות כושלים ה-MAC זורק החבילה ועובר לחבילה הבאה. אם שבנת 2 אמונת לספק reliability שכתבה ה-LLC יעבור את החבילה שוב אל שכבת ה-MAC.

Token Ring

מדוע צריך את שכבת ה-MAC \rightarrow Token Ring:

1. להבטיח הגינות

2. להקטין מספר החוצצים שנדרשים מכל תחנה.

3. להקטין השהיה ברשת.

(אם אין שכבת ה-MAC כל תחנה נצריכה לקבל כל הודעה ורק אז לשדרה הלאה בניגוד ל-1bit delay כפי שנראה)

Token Ring

Source Removal שובדת במצב Source Removal.

אורך ההודעה המינימלי על מנת שההודעה תגיע חזרה לפני תום השידור למקור:

$$\frac{\text{Transmission Rate}}{\text{Expansion Rate}} \cdot \text{length}$$

מבנה מסגרת אסימון:

| | | |
|-----------------|----------------|------------------|
| Start Delimiter | Access Control | Ending Delimiter |
| 1 byte | 1 byte | 1 byte |

מבנה מסגרת מידע:

| | | | | | | | | |
|--------|--------|---------------|----------|-----------|-----------------|---------|--------|--------|
| SD | AC | Frame Control | Dst Addr | Src. Addr | Data (any size) | CRC | ED | FS |
| 1 byte | 1 byte | 1 byte | 6 bytes | 6 bytes | | 4 bytes | 1 byte | 1 byte |

FC - בית שמועד לתחנת ה monitor

FS - ACxxACxx כאשר x לא בשימוש, A - בקרת הודעה, C - בקרת התחנה

| משמעות | A | C |
|--------|---|---|
|--------|---|---|

תחנת היעד

תקינה והודיעה התקבלה

תחנת היעד תקינה והודיעה לא התקבלה

תחנת היעד לא תקינה והודיעה לא התקבלה

ה-CRC אינו מגן על ה-FS ולכן שולחים את AC פעמיים

מבנה ה-AC:

| | | | |
|-------------|------------|------------|-------------|
| P - 3 bytes | T - 1 byte | M - 1 byte | R - 3 bytes |
|-------------|------------|------------|-------------|

T - 0 כאשר רוצים אסימון 1 כאשר זוהי מסגרת מידע.

M - בית המשמש את המוניטור.

T - העדיפות (בין 0 ל-7)

R - ההזמנה

כל תחנה שנכנסת אליה הודעה מעבירה אותה הלאה (במידת הצורך) ב delay של בית יחיד פרט למקרים הבאים שלא עשויים ב bit delay:

- המוניטור
- תחנה המחזיקה האסימון ומשדרת
- תחנת ה Stackng המורידה עדיפות
- תחנת ה Stackng שלא מורידה עדיפות (פרט למקרה P=R)

שינוי שדה ההזמנה ב bit delay:

- אם בבית הנוכחי לי יש 0 נוציא את מה שנכנס
- אם בבית הנוכחי לי יש 1 נוציא 1.
- מרוגע זו ויהיו למי ההזמנה הגבוהה יותר ממשיכים לפוי.

תחנת המוניטור

הפקידים:

1. הבחנת שידור מינימלי של 24 סיביות.

2. התאוששות מתקלות כגון:

נפילות התחנה שהחזיקה באסימון

נפילות תחנת ה Stackng

טעות שידור שמעלה את P בטעות. (אין תחנה אחרת לא תוריד את P במקרה כזה)

הביט S:

תחנה משדרת אסימון/מידע שמה 0 בבית ה"ל. תחנת המוניטור משנה אותו ל-1 רק עבור P > 0. אם תחנת המוניטור קבלה אסימון/מידע עם ערך 1 בבית S אזי ישנה תקלה והמוניטור ינקח הטענת ועינף אסימון.

ניקוי הטבעות:

המוניטור שולח מסגרת Purge מבלי להמתין לאסימון ועד שהיא מתקבלת חזרה הוא זורק כל מה שהתקבל מבלי להעביר הלאה.

כל תחנה עם קבלת מסגרת Purge מנקה את המחסניות שלה

הוא משחרר אסימון עם $R = 0 - 1 - P^+ - R^-$.

בנוסף על כך התחנה מחזיק טימבר שמאופס כל פעם שמתקבל אסימון/מידע תקין. הוא השעון עובר זמן מסוים המוניטור מבצע ניקוי בטבעת.

המוניטור מוריד כל 3 שניות (עם קבלת האסימון) על כך שהוא חי באמצעות מסגרת AMP.

אם התחנות לא קבלו מסגרת כזו במשך 7 שניות ומעלה הן נכנסות למצב של בחירת מוניטור.

בחירת מוניטור:

התחנה שנכנסה למצב של בחירת מוניטור שולחת Claim Token מבלי לחכות לאסימון ומקשיבה. אם התקבלה מסגרת Claim Token מתחנה אחרת לפני קבלת המסגרת שלה חזרה היא בודקת אם למסגרת זו מזהה גודל יותר גבוה מזה של חזרת למצב גודל.

במידה והיא קובלת חזרה את המסגרת שלה לפני שמסגרת האחרת (או שהיו להן) חזרויות נמכות (יותר) היא נתפסת למוניטור ועשה ניקוי בטבעת.

ביצועים:

$$\beta = \frac{\text{expansion_time}}{T_i} = \frac{DF}{DF}$$

TF - זמן מעבר האסימון בין התחנות (זמן שידור האסימון וזמן). מכאן והלאה ניח DF = 1.

$$\text{Throughput} = \frac{1}{1 + \beta} \approx TF = \frac{\beta}{N}$$

