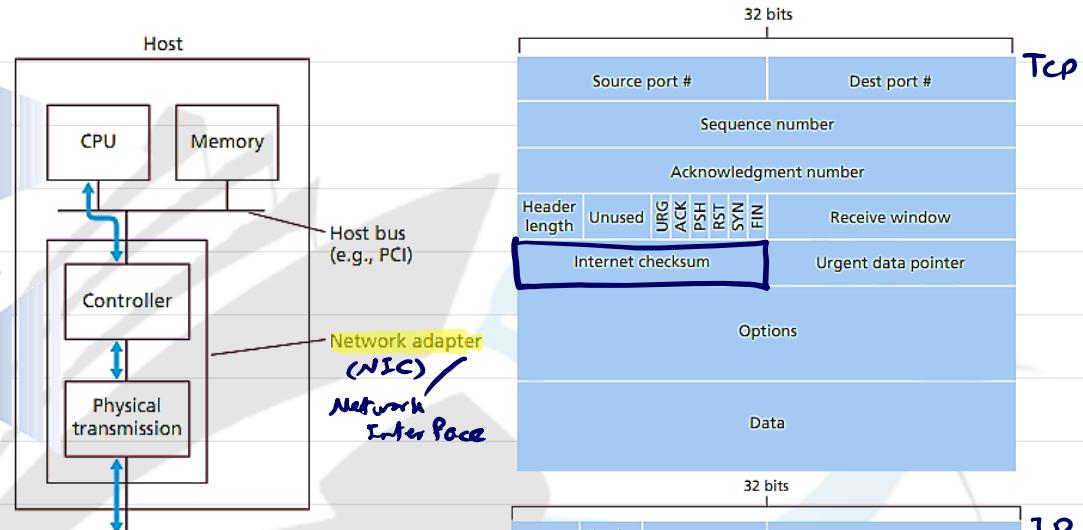




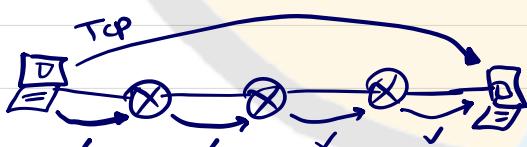
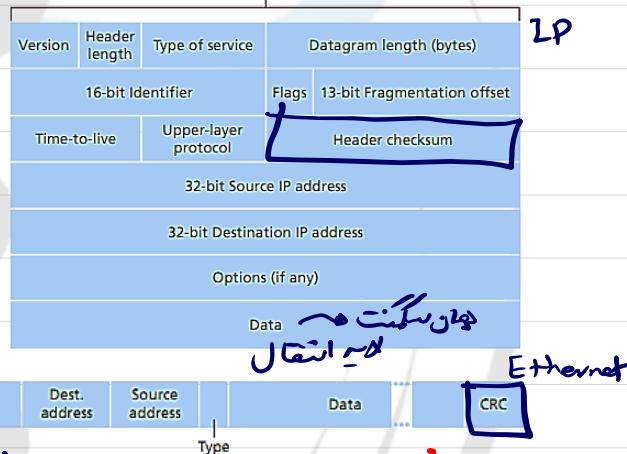
تعدادی از سرویس‌های ممکن که یک پروتکل لایه لینک می‌تواند به لایه شبکه ارائه (Offer) دهد، چه می‌باشند؟  
 کدامیک از این سرویس‌های لایه لینک سرویس‌های متناظری در IP دارند؟ در TCP چطور؟



ساخته بنتی  
 ۱) Packetization ساخت  
 Segment  
 TCP IP Datagram  
 ساخت  
 Link Framing

۲) استقل مطمئن داده (rdt)  
 TCP Process-to-Process rdt  
 Unit Point-to-Point rdt  
 (کل ساخت)  
 TCP IP Checksum (Cyclic Redundancy Check)  
 Header checksum  
 CRC

۳) کنترل حفظ (Flow Control)  
 TCP Process-to-Process Flow Control  
 Port-to-Port Flow Control



مشترک دهنده ای رمزگاری  
 هر تغیر در محتوا ساخته هادر  
 لایه Presentation در مدل OSI انجام می‌شود.

加分ی تغیینی که بین سه در روتر drop شود (به دلیل ازدحام)  
 و با بدین مسیر ایستاده TTL ۰ مسدود و سه drop می‌شود.  
CEN

- ۱) تشخیص خطای ارسال داده
- ۲) کنترل ارسال و دریافت داده
- ۳) کنترل حفظ

کدام گزینه جزو وظایف لایه پیوند داده (Data Link) نیست؟

- ۱) فشرده سازی داده
- ۲) همراهان سازی فرستنده و گیرنده
- ۳) همگام سازی

فرزام #

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



فرزام #

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}

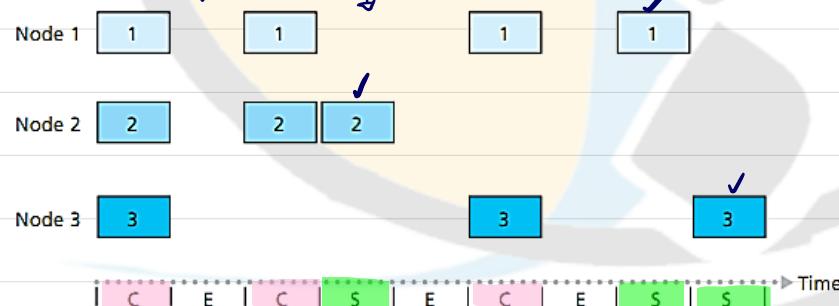
$$\text{slot} = \frac{\lambda}{R}$$

نحوه کار  
ALOHA  
که میل گاو

عوایض مدار  
به کانال گوش نمی دهم که  
آیا در اینجا رکوردی هست  
مانه.

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \left(1 + \frac{1}{x}\right)^n = e$$

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{1}{x}\right)^n = \frac{1}{e}$$



Key:

C = Collision slot

E = Empty slot

S = Successful slot

$$P_c = (\text{می‌گرد} \times \text{نرخ} \lambda \text{ در یک slot}) / \text{slot}$$

$$1 - P_c = (\text{می‌گرد} \times \text{نرخ} \lambda \text{ در یک slot}) / \text{slot}$$



## فصل بیست و هشتم

### مسئلہ P8 از کتاب کووس و Ross

در این مسئله، نحوه به دست آوردن فرمول Efficiency پروتکل Slotted ALOHA را مورد بررسی قرار می‌دهیم.

فرضیات زیر را در نظر بگیرید:

- فرض کنید N گره به کانال مشترک متصل هستند (اگر یک گره قصد ارسال فریم داشته باشد، به آن گره فعال می‌گوییم).

تمامی فریم‌ها دارای سایز دقیقاً L بیت هستند.

- نرخ کانال مشترک برابر R بیت بر ثانیه است (که وقتی فقط یک گره فعال وجود دارد، آن گره می‌توان با نرخ کامل R بطور پیوسته ارسال کند).

زمان به Slot هایی به طول  $\frac{L}{R}$  ثانیه تقسیم شده است (یعنی یک Slot معادل زمان انتقال یک فریم می‌باشد).

گره‌ها فقط در شروع Slot ها شروع به انتقال فریم‌ها می‌کنند.

گره‌ها سکرون هستند، بطوری که هر گره می‌داند که چه موقع Slot ها شروع می‌شوند.

- اگر تعداد دو یا بیشتر گره در یک Slot تصادم کنند (Collide)، تمامی گره‌ها این تصادم را قبل از این که آن Slot به پایان برسد، کشف می‌کنند.

اگر یک گره در یک Slot تصادم فریم خود را کشف کند (که تا قبل از پایان آن Slot متوجه این موضوع شده است)، فریم خود را در هر کدام از Slot های بعدی با احتمال p مجدد ارسال می‌کند تا آن فریم بدون تصادم انتقال یابد.

هر گره در هر Slot با احتمال p با احتمال p مستقل از دیگر گره‌ها برای ارسال یک فریم تلاش می‌کند (بنابراین در هر Slot، هر گره به طور مستقل با احتمال p با یک فریم جدید ارسال می‌کند و با یک فریمی که قبلاً دچار تصادم شده است را ارسال مجدد می‌کند).

هر گاه یک گره بتواند در یک Slot، فریم خود را به طور موفقیت‌آمیز (بدون تصادم) ارسال کند، می‌گوییم آن گره یک Slot موفق داشته است (یعنی یک گره فریم خود را ارسال کرده و ۱ - N گره دیگر فریمی را ارسال نکرده‌اند).

- (الف) مثال متن کتاب [وقتی N گره فعال وجود دارد، احتمال این که یک گره مشخص یک Slot موفق داشته باشد، چقدر است؟

ب) مثال متن کتاب [وقتی N گره فعال وجود دارد، احتمال این که یکی از گره‌ها یک Slot موفق داشته باشد، چقدر است؟

- پ) مسئله P8 - الف) مقدار p که این عبارت به دست آمده در قسمت ب را مانع می‌نماید، را بیابید.

ت) مسئله P8 - ب) با استفاده از مقدار p یافته شده در قسمت ب، Efficiency پروتکل Slotted ALOHA را با فرض این که N به سمت بی‌نهایت می‌کند، بیابید (راهنمایی:  $\lim_{n \rightarrow \infty} (1 + \frac{1}{x})^n = e$ ).

ث) [تأثیفی] رابطه Efficiency پروتکل Slotted ALOHA را با مدل‌سازی تعداد فریم‌های ارسالی به کانال مشترک با توزیع پواسون (نرخ  $\lambda$  فریم در یک Slot) به دست آورید و ارتباط آن با مدل محاسباتی قسمت‌های الف تا ت بیان کنید.

(الف)



مسئلہ

پیشی آمد ارسان کرده نیام:  $E_i$ 

نیز

$$\begin{aligned} \text{مقدار کردن} &= \Pr(E_1 \wedge E_2 \wedge \dots \wedge E_{i-1} \wedge E_i \wedge \dots \wedge E_N) \\ &= \Pr(E_1) \Pr(E_2) \dots \Pr(E_{i-1}) \dots \Pr(E_N) \\ &= p^{(1-p)^{N-1}} \end{aligned}$$

ارسان خیم موفق / احتمال موفق

$$\Pr(S_1 \cup S_2 \cup \dots \cup S_N) = \Pr(\text{نیاز رگهای از N کرده}) \quad (\text{ب})$$

نیازها استراکت دارند و پیش آمد نیز مجزا هستند.

$$= Np(1-p)^{N-1}$$

$$(b) \frac{d}{dp}(Np(1-p)^{N-1}) = 0 \Rightarrow N(1-p)^{N-1} - Np(N-1)(1-p)^{N-2} = 0$$

نقطه اسیر مم  
جذب N

$$\Rightarrow N(1-p)^{N-2} [1 - p - p(N-1)] = 0$$

$$1 - p - pN + p^2$$

معارفه نتیجہ

$$\Rightarrow \underbrace{N}_{N \neq 0} \cdot \underbrace{(1-p)^{N-2}}_{\text{نقطه اسیر مم}} \cdot \underbrace{(1-pN)}_{1-pN=0} = 0 \Rightarrow \begin{cases} 1-p=0 \Rightarrow p=1 \\ 1-pN=0 \Rightarrow p=\frac{1}{N} \end{cases}$$

که بازی این  $p = \frac{1}{N}$  مانند نتیجہ است.

$$\Rightarrow Np(1-p)^{N-1} \Big|_{p=\frac{1}{N}} = \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1}$$

مسئلہ

$$(c) \text{Efficiency} = \Pr(\text{مکالمه موفق}) = \Pr(\text{مکالمه موفق}) = Np(1-p)^{N-1}$$

Slotted Aloha .

عنوان چالی  
نظام

$$\Rightarrow \text{Efficiency}_{\text{Slotted Aloha}} \max \left| \begin{array}{l} p=\frac{1}{N} \\ N \rightarrow \infty \end{array} \right. = \lim_{N \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1} = \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{\left(1 - \frac{1}{N}\right)^N}{\left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1}} = \frac{1}{e} = \frac{1}{e} \approx 0.37$$

پیشی دری بجهود عرس از کمال  $\rightarrow$   
حدود  $\frac{1}{e}$  درصد است!





۷

$X \sim P(\lambda)$ : تعداد کل فریم های ارسالی در یک آنال مسئتر کی و اعده ایان

ارسال فرم های جدید  
و با ارسال مجددها

نحو ارسال فریم ها (جوبید یا ارسال مجدد) در یک آنال زمانی

له نحو بعیی (Aggregate) پایی کرکه دعا در یک آنال زمانی

میانگین تعداد فریم ارسالی در یک آنال زمانی

له بار کمال نزمازیه سکه (Normalization)

له برای یک آنال زمانی

Frames / 1 slot )

اگر ادلا باشد، معنی دردوها را دستیار فریم ارسال می شود و همینها را در اصطلاح رخ می هند.

- یادآوری :

تکیه متغیر رصادنی با توزیع بواسون سکان گر تعداد انتقامات در واحد زمان (نامکان) می باشد.

نکته هم در توزیع بواسون این است که (بر عکس توزیع دو جبهه ای) سمعتی برابر می باشد انتقامات در واحد زمان وجود ندارد.



چون تعداد کل فریم های ارسالی در یک آنال زمانی با توزیع بواسون مول می شود، می باید سمعتی میانگین تعداد فریم های ارسالی وجود ندارد و از آن جایی که هو گرد هدایت می کند فریم در یک آنال زمانی ارسال می کند،  $\lambda$  (تعداد گردها) بنابراین سمعتی را سئه باشند، در نتیجه این تغییر با صد حیا ای این معنی است که در  $\lambda \rightarrow N$  محاسبات اینام می شود.

### Slotted Aloha

آنال زمانی

$$P(X_{\text{success}}) = \frac{\lambda^N}{N!} e^{-\lambda} = \text{میانگین تعداد فریم ارسالی موفق}$$

در یک آنال زمانی

throughput رنالزه

$$X=1 \quad \text{موفق}$$

نی فریم پوی رصادن ارسال شد

آنال زمانی موفق

برنگلی

$$Pr(X=1) = Pr(\text{موفق})$$

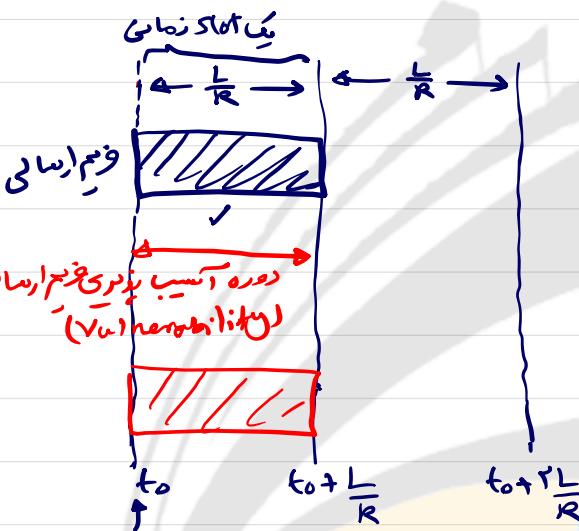
$X_{\text{success}} = 1$  : تعداد فریم های ارسالی موفق در یک آنال زمانی

له در یک آنال زمانی همچو قومی ارسال شده ( $X=1$ ) و با رصادن خداره است ( $X > 1$ ).

$$Pr(X \neq 1) = Pr(\text{نا موفق})$$



Slotted Aloha  
Throughput



تابع احتمال براسون با ترکیب  
 $Pr(X=i) = \frac{\bar{e}^{\lambda} \cdot \lambda^i}{i!}$   
تعداد تصادفات در واحد زمان  
برایم بی باشد.

$$\text{Throughput} = \sum_{i=0}^{\infty} i \cdot Pr(X=i) = 1 \cdot Pr(X=1) + 0 \cdot Pr(X \neq 1)$$

$$= Pr(X=1) = \frac{\bar{e}^{\lambda} \cdot \lambda^1}{1!} = \lambda \bar{e}^{\lambda}$$

$$Pr(X=1) = \frac{\bar{e}^{\lambda} \cdot \lambda^1}{1!} = \lambda \bar{e}^{\lambda}$$

$$Pr(X=0) = \frac{\bar{e}^{\lambda} \cdot \lambda^0}{0!} = \bar{e}^{\lambda}$$

$$Pr(X > 1) = 1 - Pr(X \leq 1) = 1 - Pr(X=0) - Pr(X=1) = 1 - (1 + \lambda) \bar{e}^{\lambda}$$

$$\frac{d S_{\text{Slotted Aloha}}}{d \lambda} = 0 \Rightarrow \bar{e}^{\lambda} + (-\bar{e}^{\lambda} \cdot \lambda) = 0 \Rightarrow \bar{e}^{\lambda} = \lambda \bar{e}^{\lambda} \Rightarrow \lambda = 1$$

بیشترین توانایی Slotted Aloha  $\rightarrow$  throughput ایجاد می‌کند.

$$\Rightarrow S_{\text{Slotted-Aloha max}} \Big|_{\lambda=1} = 1 \cdot \bar{e}^1 = \frac{1}{e} = 0,368 \approx 37\%$$

$$\left. \begin{array}{l} \text{پیشترین حالت} \\ \lambda=1 \end{array} \right\} \left. \begin{array}{l} Pr(\text{موفق}) = \frac{1}{e} \approx 0,368 \\ Pr(\text{خاب}) = \frac{1}{e} \approx 0,368 \\ Pr(\text{نکاد}) = 1 - \frac{2}{e} \approx 0,368 \end{array} \right\}$$

S (Slotted Aloha) در پیشترین حالت:

(۱) بیشترین توانایی نجوده و رز کاری

حدود ۳۷ درصد است.

(۲) در صدر از احتمال خاب موفق

محسنت.

(۳) در صدر از احتمال خاب موفق

(۴) در صدر از احتمال خاب موفق

Slotted Aloha



$$\text{میانگین رزالت} = \lambda \vec{e} = \frac{\text{مقدار موفق}}{\text{مقدار احتمالی زمان}} = \Pr(\text{Zمان موفق})$$

Efficiency

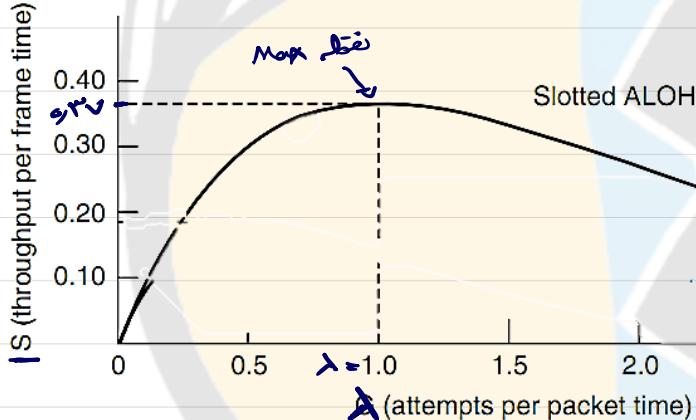
که دریند صد

درینک زمانی

نقداد دفعات سیئ آئندہ رخ طعن سیئ آئندہ E =  $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n(E)}{n}$  (یا داھری) ایک دفعات سیئ آئندہ

واعق و صانتی شایسته است از طریق  $E_{\text{Efficiency}}$  برای کروکول Scattered Aloha کیسان است.

$\bar{G} = \frac{\sum G_i}{n}$ : مقدار ارسال‌های برای ارسال موفق شدید فیلم



$$P(Y=i) = \frac{(1-e^{-\lambda})^{i-1} \cdot e^{-\lambda}}{\text{نبار تلاش برای}} \quad \text{اصل موافق نیز خواهد بود}$$

$$E[Y] = \frac{1}{P} = \frac{1}{e^\lambda} = e^{-\lambda}$$

میانگین تعداد

رسال‌ها بجزی ارسال  
معوقت می‌خیزیم

فصل نجیب

# Kurose & Ross ارٹ کیتب کے لئے R5 نمبر

R5 در بخش ۳-۵، چهار خصیصه مطلوب یک کانال همه‌پخشی را

R5 در بخش ۳-۵، چهار خصیصه مطلوب یک کانال همه‌بخشی را لیست کردیم.

- When only one node has data to send, that node has a throughput of  $R$  bps.
  - When  $M$  nodes have data to send, each of these nodes has a throughput of  $R/M$  bps. This need not necessarily imply that each of the  $M$  nodes always has an instantaneous rate of  $R/M$ , but rather that each node should have an average transmission rate of  $R/M$  over some suitably defined interval of time. *Imagine*
  - The protocol is decentralized; that is, there is no master node that represents a single point of failure for the network.
  - The protocol is simple, so that it is inexpensive to implement.

منزہ بستروں سازی  
لکھی گرھ حادرد

کدامیک از این خصیصه‌ها را Slotted ALOHA دارد؟

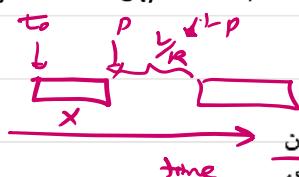
فرزام #

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



## فصل بیست و سوم

### مسئلہ ۶۴ از کتاب کووسے & روس



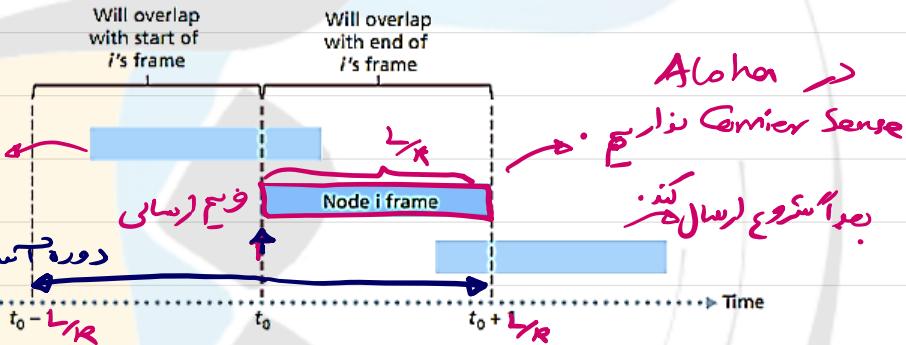
پروتکل Slotted ALOHA نیاز دارد که تمامی گرهها انتقال‌های خود را برای شروع در لحظه آغازین یک Slot سنکرون کنند. پروتکل ALOHA در ابتدای معرفی (توسط Abramson در سال ۱۹۷۰ میلادی) به صورت کاملاً غیر مرکز (Decentralized) و غیر اسلاحتبندی شده (Unslotted Pure ALOHA) بود که به آن Pure ALOHA گفته شود. این پروتکل شبیه روزانه پیوستی (ZigBee) است. Slotted Pure ALOHA، یک گره فریمی برای ارسال دارد، ان را فوراً به طور کامل روی کانال مشترک ارسال می‌کند. اگر یک فریمی ارسالی، چهار تصادم شود، آن گره فریمی (بعد از اتمام ارسال کل فریم) تصادم دیده، آن فریم را با احتمال  $p$  مجدد ارسال می‌کند و یا با احتمال  $1-p$  به اندازه مدت زمان ارسال یک فریم صبر می‌کند و بعد از این انتظار، مجدداً همین روال را در پیش می‌گیرد. فرضیات زیر را در نظر بگیرید:

- فرض کنید  $N$  گره به کانال مشترک متصل هستند (اگر یک گره قصد ارسال فریم داشته باشد، به آن گره فعال می‌گوییم).

• تمامی فریم‌ها دارای سایز دقیقاً  $L$  بیت هستند.

• رخ کانال مشترک برابر  $R$  بیت بر ثانیه است (که وقتی فقط یک گره فعال وجود دارد، آن گره می‌توان با نرخ کامل  $R$  به طور پیوسته ارسال کرد).

• اگر تعداد دو یا بیش‌تر گره در بازه‌ای از زمان هم‌زمان در حال ارسال باشند، تصادم می‌کنند (Collision) و تمامی گرهها این تصادم کشف می‌کنند. به عبارت دیگر مطابق شکل زیر، اگر مدت زمان ارسال فریم یک گره (مثلث گره  $i$ ) با ابتدای یا انتهای زمان ارسال فریم‌های دیگر هم‌پوشان شود، تصادم رخ می‌دهد.



• هر گره در هر لحظه از زمان، با احتمال  $p$  (به طور مستقل از دیگر گرهها) برای ارسال یک فریم تلاش می‌کند (بنابراین در هر لحظه از زمان، هر گره به طور مستقل با احتمال  $p$  یا یک فریم جدید ارسال می‌کند و یا یک فریمی که قبل از دچار تصادم شده است را ارسال مجدد می‌کند و یا با احتمال  $1-p$  به اندازه مدت زمان ارسال یک فریم صبر می‌کند).

• یک گره وقتی فریم خود را به طور موقتی آمیز (بدون تصادم) ارسال می‌کند که در بازه ارسال فریم خود، هیچ کدام  $N-1$  گره دیگر در حال ارسال فریمی نبوده و یا شروع به ارسال نکنند).

الف) [مسئله P9] با فرضیات فوق و ب) [تأثیفی] با مدل سازی با توزیع پواسون، Pure ALOHA پروتکل Efficiency را بدست آورده و نشان دهید که ماکریم مقدار آن برابر با  $\frac{1}{2e}$  است (توجه: اگر مسئله پیشین (P8) را کامل کرده باشید، این مسئله ساده خواهد بود).

(الف)

$$\Pr = \left( \text{یک گره خاص از هر گره در لحظه از زمان مکرو} \right) \times \left( \text{برای ارسال فریم بحاجت} \right)$$





گرد نه ارسال نه و همچو زیای دستگاهی به  
 ( مدت کل تا تکمیل و نهاد از نخستین کروج به )  $= Pr(S_1 \cup S_2 \cup \dots \cup S_N)$   
 ارسال فرم تکمیل ، خسی ارسال نکنند  
 $\Pr(S_1 \cup S_2 \cup \dots \cup S_N) = p(1-p)^{r(N-1)}$

$$= p \underbrace{(1-p)^{N-1}}_{\text{قبل}} \cdot \underbrace{(1-p)^{N-1}}_{\text{بعد}} = p \underbrace{(1-p)^{r(N-1)}}_{\text{کل}}$$

$$\Pr(S_1 \cup S_2 \cup \dots \cup S_N) = p + p(1-p) + \dots + p(1-p)^{r(N-1)} = Np(1-p)^{r(N-1)}$$

$$\frac{d}{dp} (Np(1-p)^{r(N-1)}) = 0 \Rightarrow N(1-p)^{r(N-1)} - Np^{r(N-1)}(1-p)^{r(N-1)-1} = 0$$

$$\Rightarrow N(1-p)^{r(N-1)-1} \left[ \underbrace{1-p}_{1-p} - \underbrace{rp(N-1)}_{rpN-rp} \right] = 0$$

$$\Rightarrow N(1-p)^{r(N-1)-1} \cdot (1-p(rN-1)) \Rightarrow \begin{cases} 1-p=0 \Rightarrow p=1 \\ 1-p(rN-1)=0 \end{cases}$$

$$\Rightarrow p = \frac{1}{rN-1}$$

$$\Rightarrow Np(1-p)^{r(N-1)} \Big|_{p=\frac{1}{rN-1}} = \frac{N}{rN-1} \left(1 - \frac{1}{rN-1}\right)^{r(N-1)}$$

نصف Aloha

$$\Rightarrow \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{N}{rN-1} \left(1 - \frac{1}{rN-1}\right)^{r(N-1)} = \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{N}{rN-1} \cdot \frac{\left(1 - \frac{1}{rN-1}\right)^{rN-1}}{\left(1 - \frac{1}{rN-1}\right)^1} = \frac{1}{r} \cdot \frac{1}{e} = \frac{1}{re}$$

$\approx 0.18$

Pure Aloha

که بیشترین حجم وری از کتابل در حود Aloha را دارد است!



(ب)

$$d_{frame} = \frac{1}{R} \rightarrow \text{مدت زمان ارسال یک فریم} \rightarrow$$

$\lambda \sim P(X \sim \lambda)$ : تعداد کل فریم‌های ارسالی در مدت زمان ارسال یک فریم به ماتن متغیر  
 جبری با ارسال مکبع  $d_{frame}$  می‌واعدزمانی است  $\lambda \approx 1$

مقدار فریم (حولی یا ارسال مکور) در مدت زمان ارسال یک فریم

میانگین تعداد فریم‌های ارسالی در مدت زمان ارسال یک فریم  
 که با رکانی زیارت در مدت زمان ارسال یک فریم

$\lambda \sim P(X \sim \lambda)$ : تعداد کل فریم‌های ارسالی در مدت زمان ارسال یک فریم  
 (به ملور متغیر)  
 که میانگین مدت زمان  
 که فریم بتوان

زنایده نیست.

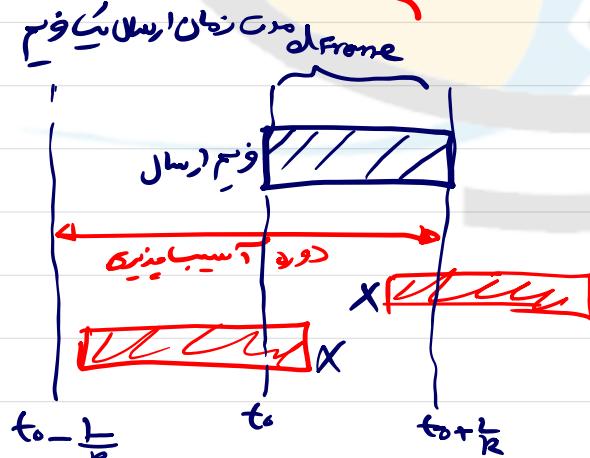
$E[X_{success}] = \text{میانگین تعداد فریم ارسالی} = \text{میانگین مدت زمان ارسال مکبع}$   
 $= \Pr(X=1) = \frac{e^{-\lambda} \lambda^1}{1!} = \lambda e^{-\lambda}$   
 موفق در مدت زمان در مدت زمان ارسال ارسال مکبع (به ملور متغیر) یک فریم (به ملور متغیر)

زنایده نیست.

$\Pr(X=1) = \Pr(X_{success})$ : تعداد فریم ارسال متفق در مدت زمان ارسال یک فریم (به ملور متغیر) صفت زمانی ارسال یک فریم (به ملور متغیر)

$\Pr(X=0) = \Pr(X_{success}=0)$ : هیچ فریم ارسالی نشده باشد

$\Pr(X=1) > \Pr(X=0)$ : نتایج زیاد است





$$\frac{r\lambda e^{-r\lambda}}{\text{Throughput}} \Big|_{\substack{\text{هیئتگش} \\ \text{Throughput} \\ \text{زمان مازد}}} = \frac{r d_{\text{Frame}}}{d_{\text{Frame}}} \Big|_{\substack{\text{هیئتگش} \\ \text{Throughput} \\ \text{زمان مازد}}} = \frac{r\lambda e^{-r\lambda}}{d_{\text{Frame}}}$$

$$\Rightarrow S_{\text{Pure-Aloha}} \Big|_{\substack{\text{هیئتگش} \\ \text{Throughput} \\ \text{زمان مازد}}} = \frac{r\lambda e^{-r\lambda} \cdot d_{\text{Frame}}}{d_{\text{Frame}}} = \frac{r\lambda e^{-r\lambda}}{1} = \lambda e^{-r\lambda}$$

در صورت زمان ارسال بیشتر قویم

$$\Rightarrow \frac{d S_{\text{Pure-Aloha}}}{d \lambda} = 0 \Rightarrow e^{-r\lambda} + (-r e^{-r\lambda} \cdot \lambda) = 0$$

$$\Rightarrow e^{-r\lambda} = r \lambda e^{-r\lambda} \Rightarrow r \lambda = 1 \Rightarrow \lambda = \frac{1}{r}$$

له بسته تردی Pure-Aloha Throughput بازای  $\lambda = \frac{1}{r}$  حاصل می‌شود.

$$\Rightarrow S_{\text{Pure-Aloha}} \Big|_{\substack{\text{هیئتگش} \\ \lambda = \frac{1}{r}}} = \frac{1}{r} e^{-\frac{1}{r}} = \frac{1}{r} e \approx 0.184$$

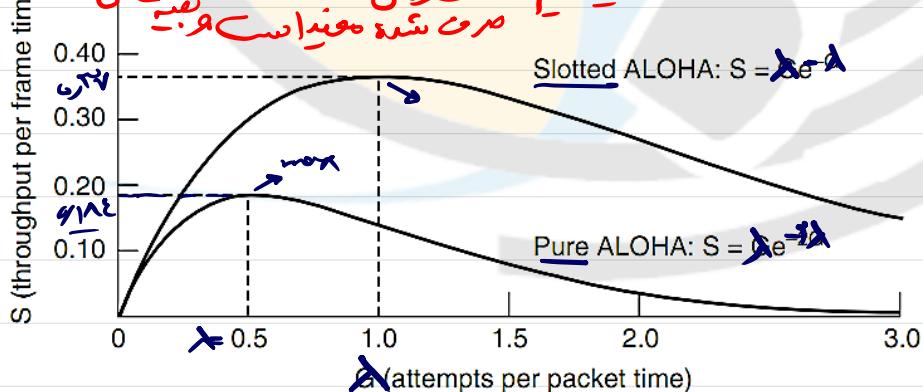
بسته ترین نجودی در Pure Aloha حودور آن را در می‌دانیم؟

ارسال موفق در صورت زمان ارسال بیشتر قویم به مورد ممکنی

$$U_{\text{Pure-Aloha}} = \frac{\text{حدت زمان مکمل استغفار خیم}}{\text{حدت زمان مکمل استغفار خیم}} = \frac{1 - \Pr(X(1) = 1)}{1} = \lambda e^{-r\lambda}$$

در صورت زمان ارسال بیشتر قویم، نصف زمان که در بینهایت موضعی می‌شود

موضعی می‌شود، نصف زمان معناداش و بیشتر خانی است.



حدودی (Pure ALOHA) و (Efficiency) می‌باشد  
هیئتگش Throughput زمان مازد  
لسان هستند.





# فصل نهم

P10 دو گره A و B را در نظر بگیرید که از Slotted ALOHA به منظور رقبت (Contend) برای یک کنال استفاده می‌کنند. فرض کنید که گره A داده‌های بیشتری نسبت به B برای ارسال دارد و احتمال ارسال مجدد گره A، یعنی  $p_A$

بیشتر از احتمال ارسال مجدد گره B یعنی  $p_B$  است ( $p_A > p_B$ ).

الف) فرمولی برای میانگین Throughput گره A ارائه دهید. Efficiency کل پروتکل با این ۲ تا گره چقدر است؟

ب) اگر  $p_A = 2p_B$  باشد، آیا میانگین Throughput گره A دو برابر میانگین Throughput گره B است؟ چرا بله یا چرا خیر؟ اگر پاسخ منفی است، چطور می توان مقادیر  $p_A$  و  $p_B$  را انتخاب نمود تا این امر بجزئی از حقیقت ~~پنهان شود~~ خرده دهد؟

ب) بهطور کلی، فرض کنید تعداد  $N$  گره وجود دارد که در میان آنها، گره A احتمال ارسال مجدد برای  $p$  دارد و سایر گره‌ها احتمال ارسال ارسال مجدد  $p$  را دارند. فرمولی برای بدست آوردن میانگین Throughput گره A و دیگر گره‌ها بدست

آورید؟  $x_B$   $x_{B \in I}$

$$\begin{aligned} X_B \\ \{X_A\} &= \Pr(X_A = 1) \\ &= P_A(1 - P_B) \\ &= P_B(1 - P_B) \end{aligned}$$

$$\Pr(A \cup B) = \Pr(X_A=1) + \Pr(X_B=1)$$

$$= P_A(1-P_B) + P_B(1-P_A) \underbrace{1 + (1 - P_B)}_{\geq 2}$$

$$\Rightarrow \frac{\text{Probability of getting } A \text{ given } B}{\text{Probability of getting } B} = \frac{P_A(1-P_B)}{P_B(1-P_A)} = \frac{P_B(1-P_B)}{P_B(1-P_B)} = \frac{1 - P_B}{1 - P_B}$$

نقطة مدار بـ  $P_B$

$$\Rightarrow \text{Probability of } A = \text{Probability of } B \Rightarrow P_A(1-P_B) = P_B(1-P_A)$$

$$\Rightarrow P_A - \cancel{P_A P_B} = \gamma P_B - \cancel{\gamma P_A P_B} \Rightarrow P_A = \gamma P_B - P_A P_B$$

میانگین تراویث  $= p(1-p)^{N-1}$  و میانگین تراویث  $= p(1-p)^{N-1}(1-p)$   
 زمانی که ترکه از پیچیده تر راهای غیر  $A$



## فصل بیست و پنجم

## مسئلہ ۱۱ از کتاب Kuwose &amp; Ross

P11 فرض کنید چهار گرہ فعال A, B, C, D برای دسترسی به یک کانال با استفاده از پروتکل Slotted ALOHA در حال رقابت هستند. فرض کنید هر گرہ تعداد بسته برای ارسال دارد. هر گرہ در هر Slot با احتمال  $p$  برای ارسال تلاش می کند. Slot اول را Slot 1, Slot دوم را Slot 2, Slot 3, Slot 4 نامند.

(الف) احتمال این که گرہ A برای دفعه اول در Slot 1 موفق شود، چقدر است؟

(ب) احتمال این که گرہ A, B, C, D برای دفعه سوم شود، چقدر است؟

(پ) احتمال این که اولين موفقیت در Slot 3 رخ دهد، چقدر است؟

(ت) میزان Efficiency این سیستم چهار گرہ ای جقدر است؟

$$\Pr(1-p) = \Pr(\text{ارسال نکرد}) = (1-\Pr(\text{موفق}))^4 = (1-\Pr(\text{موفق}))^4 \cdot \Pr(\text{موفق})$$

$$X_A = \begin{cases} 1 & \text{برنگی کرده} \\ 0 & \text{درست نکرد} \end{cases}$$

Slot زمانی

$\Pr(Y_A=1) = \Pr(\text{رسال فرمگرد A تا اولین ارسال موفق نماید})$

$$\Rightarrow \Pr(Y_A=1) = [1 - \Pr(1-p)]^4 \cdot \Pr(1-p)$$

اوين ارسال موفق در

نخيمن Slot زمانی

$$(ب) \Pr(Y_A=1) = \Pr(\text{رسال فرم موفق نیست}) = \Pr(\text{درست نکرد}) = 1 - \Pr(\text{موفق})$$

درست نکرد

$$\Pr(Y_A=1) = \Pr(S_A \cup S_B \cup S_C \cup S_D) = \Pr(\text{ارسل فرم موفق یا گردد هادریکی 8 ماد لازم})$$

$$= 4 \cdot p(1-p)^3$$

Slot 1, Slot 2, Slot 3, Slot 4, ...

$$X_A = \begin{cases} 1 & \text{برنگی} \\ 0 & \text{درست} \end{cases}$$

$$\Pr(Y_A=1) = \Pr(\text{موفق})$$

هندي

$$(س) \Pr(Y_A=1) = \Pr(\text{رسال فرم موفق نماید})$$

$$\Rightarrow \Pr(Y_A=1) = [1 - \Pr(1-p)]^4 \cdot \Pr(1-p)$$

اوين موفق در Slot 3

$$(س) \Pr(Y_A=1) = \Pr(\text{رسال فرم موفق نماید}) = \Pr(\text{رسال فرم موفق نماید}) = \Pr(\text{رسال فرم موفق نماید}) = \Pr(\text{رسال فرم موفق نماید})$$

درست نکرد



IT95

- ۱0000 ایستگاه برای ارسال اطلاعات خود از یک کانال مشترک با روش دسترسی Slotted ALOHA استفاده می‌کنند. اگر هر ایستگاه 18 ارسال در یک ساعت داشته و اندازه هر برش زمانی (time slot) 100 میکرو ثانیه باشد، بار کانال بر حسب تعداد ارسال در هر برش زمانی برابر است با:

$$\lambda = \frac{\text{میانگین تقدار حجم ارسالی در یک کانال}}{\text{میانگین تقدار حجم ارسالی در یک کانال}} = \frac{18}{100} \times 10^{-6} \text{ Frame/hour}$$

= میانگین تقدار حجم ارسالی در یک کانال

(۱) ✓

0.010 (۲)

0.015 (۳)

0.020 (۴)

$$\lambda = 10,000 \times 18 \text{ Frame/hour} = 18 \times 10^4 \text{ Frame/hour}$$

که نزدیک نیست.

$$\frac{18 \times 10^4 \text{ frames}}{\text{بار کانال نزدیک}} \quad | \quad \begin{aligned} 1 \text{ hour} &= 3600 \text{ sec} = 3600 \times 10^3 \text{ ms} \\ &100 \text{ ms} = 1 \text{ time slot} \end{aligned}$$

$$\Rightarrow \frac{18 \times 10^4 \times 10^3 \text{ ms}}{3600 \times 10^3} = \frac{18 \times 10^4}{3600} = 5000 \text{ Frame/time slot}$$

IT91

- فرض کنید که کل بار فریم‌های ارسال شده در سیستم slotted ALOHA برابر G باشد. در این صورت چه درصدی از slotted زمانی در این سیستم خالی است.

که با وجود به دلیل متوسط می‌شوند مرحل معزی بیا می‌باشد.

(۱) ✓

(۲)

$$\frac{1}{e^{2G}}$$

$$1 - \frac{1}{e^{2G}}$$

X: حعداد کل فریم ارسالی در یک slot به کانال مشترک

$$\Pr(X=0) = \Pr(X=0) = \frac{e^{-G}}{e^G} = e^{-G} = \frac{1}{e^G}$$

هیچ ارسالی در یک کانال نداشته است





IT90

- ۵۶- فرخ تکنیک در یک کانال ماهواره‌ای با نرخ ارسال 64 kbps استفاده شده است. اگر اندازه فریم‌ها 1000

بیت باشد، حداقل نرخ گذره‌ی (Throughput) این سیستم بر حسب فریم در ثانیه تقریباً برابر است با:

- (۱) ۱۰ فریم در ثانیه      (۲) ۱۲ فریم در ثانیه      (۳) ۱۴ فریم در ثانیه      (۴) ۱۶ فریم در ثانیه

$$\text{Throughput max} \quad \left| \begin{array}{l} \text{زمان بین فریم} \\ \Delta t = \frac{1000 \text{ bit}}{64 \times 10^3 \text{ bps}} = 15.625 \text{ ms} \\ \text{Throughput} = \frac{1000 \text{ bit}}{15.625 \text{ ms}} = 64 \text{ bps} \end{array} \right.$$

$$\text{Throughput} = \frac{1000 \text{ bit}}{\Delta t} = \frac{1000 \text{ bit}}{15.625 \text{ ms}} = 64 \text{ bps}$$

لهم برای این سیستم تقریباً ۱۰ فریم در ثانیه باید باشد.

IT89

- ۵۷- ایستگاه برای تبادل داده‌ها از یک کانال مشترک با نرخ ارسال ۱۲ مگا بیت در ثانیه به روش pure ALOHA استفاده می‌کند. اگر طول بسته‌ها ۱۰ بایت باشد و هر ایستگاه ۵ بسته در ثانیه ارسال کند، حداقل گذره‌ی در این بیوند چقدر

است؟

$$\lambda = 5000 \times \Delta \quad \left| \begin{array}{l} \text{Frame/sec} \\ = 15 \times 10^{-3} \text{ Frame/sec} \end{array} \right. \quad \left| \begin{array}{l} \text{e}^{-\lambda} \text{ (F)} \\ 0.5e^{-\lambda/5} \text{ (T)} \end{array} \right. \quad \left| \begin{array}{l} \checkmark \\ \frac{999.9 \times 10^{-3}}{15 \times 10^{-3} \times 77.7 \text{ ms}} \approx 1 \end{array} \right. \quad \left| \begin{array}{l} \text{e}^{-\lambda} \text{ (T)} \\ 0^{-1} \text{ (I)} \end{array} \right.$$

$$d_{frame} = \frac{L}{R} = \frac{100 \times 10^3 \text{ bit}}{12 \times 10^3 \text{ bps}} = 77.7 \text{ ms}$$

$$\frac{15000}{\lambda} = \frac{15000}{77.7 \text{ ms}} = 194 \text{ ms}$$

$$\Rightarrow \text{throughput} = \lambda e^{-\lambda} = 1. e^{-2 \times 1} - \underline{e^{-2}}$$

برای Pure-ALOHA

نمایش زمانی پواسون (طبقه‌گزینی)

فرزام#

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}

ITAN

-۴۷

ده هزار ایستگاه روز رو بليط هواييه، برای استفاده از يك کانال واحد، به روش Slotted Aloha با هم رقابت می‌گند. هر ایستگاه به طور متوسط ۱۸ تقاضا در هر ساعت خواهد داشت. برش‌های زمانی (time slot) ۱۰۰ ميكروثانبيه‌اي هستند. گذردهی در اين کانال برابر است با:

$$\text{که نرمابزه} \quad \frac{1}{20} e^{-\frac{1}{20}} \quad \frac{1}{200} e^{-\frac{1}{200}} \quad \frac{1}{20} e^{-\frac{1}{20}} \quad \frac{1}{200} e^{-\frac{1}{200}}$$

که نرمابزه بخاسون

$$\lambda = 10^4 \times 18 \text{ Frame/hour} = \frac{10^4 \times 18 \times 1000 \text{ MS}}{1000 \text{ sec}} = \frac{1}{100} \text{ Frame/slot}$$

$$\lambda = \frac{10^4 \times 18}{100} \text{ نرمابزه} \quad | \quad 1 \text{ hour} = 3600 \text{ sec} = 3600 \times 10^3 \text{ MS}$$

$$100 \text{ MS}$$

$$\Rightarrow \text{Throughput} = \lambda e^{-\lambda} = \frac{1}{100} e^{-\frac{1}{100}}$$

ITAN

-۶۶

فرض کنید N ایستگاه دارای يك کانال مشترک با نرخ ۶۴ کيلو بیت بر ثانیه با روش کنترل دسترسی ALOHA هستند. اگر هر ایستگاه به طور متوسط نرخ ارسال ۴۶ بایت در ثانیه نیاز داشته باشد، حداقل N چقدر می‌تواند باشد؟

که نی خوار

۱۶

۳۲

۶۴

۱۲۸





پند CE92

-۴۱ در یک شبکه از نوع ALOHA پنج استگاه وجود دارد و هر یک ۱۲ فریم در دقیقه تولید می‌کنند و زمان ارسال هر فریم به طور متوسط ۱۰۰ms است. میزان بار و گذردگی نرمالیزه شبکه و تعداد بهینه استگاه‌ها چند است؟

$$\text{Throughput}_{\text{max}} = \frac{\lambda}{N} \times \alpha = \frac{5 \times 12 \times 100 \text{ ms}}{5} \times \frac{0.1}{0.01} = 120 \text{ F/s}$$

استگاه‌ها بر تردد  
که باعث max سعر می‌شوند

$$\lambda = \omega \times 12 \text{ frames/min} = \frac{6 \times 12 \times 100 \text{ ms}}{70 \times 10^3} = 0.1 \text{ frames/slot}$$

frames/slot

$$\frac{1 \text{ min}}{1 \text{ slot}} = \frac{60 \text{ sec}}{1 \text{ slot}} = \frac{70 \times 10^3 \text{ ms}}{1 \text{ slot}}$$

نرمالیزه کرده

برای ارسال زمانی تر

$$\Rightarrow \text{Throughput} = \lambda \alpha = 0.1 \times 0.1 = \frac{1}{100} \approx 0.01 \text{ F/s} \approx 1\% \text{ F/s}$$

(عملی طیف)

$$\text{throughput}_{\text{max}} \left( \text{ALOHA} \right) \approx 0.184 \Rightarrow \lambda = \frac{1}{t} \text{ frames/slot} = N \times \alpha / \alpha$$

frames/slot

$$\Rightarrow N = \frac{1}{0.184} = \frac{100}{18.4} = 5.45 \approx 20$$

نقوله یعنی استگاه

Efficiency پند CE91

-۴۲ گدام گزینه زیر در مورد بازده حد اکثر slotted aloha و قیمت N گره که هر یک با احتمال p ارسال می‌کنند صحیح است؟

$$(1 - 1/N)^{N-1} \quad (\checkmark)$$

$$(1 - 1/N)^{2(N-1)} \quad (\text{F})$$

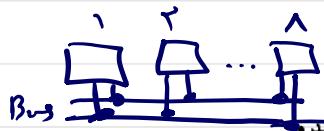
$$p(1-p)^{N-1} \quad (\text{F})$$

$$p(1-p)^{2(N-1)} \quad (\text{F})$$

$$N p (1-p)^{N-1} \Big|_{p=1/N} = \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1}$$

فرزام#

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



$$\frac{1}{P_r} = \text{استتاب دم ب دوم} = \text{امتعاب دی اول} \quad IT93$$

-58

۸ ایستگاه از طریق دو باس سیمی مختلف به هم متصل شده‌اند. فرض کنید که زمان ارسال هر فریم یک ثانیه طول می‌کند و زمان نیز به اسلات‌های زمانی یک ثانیه‌ای تقسیم شده است. زمانی که یک ایستگاه فریمی برای ارسال دارد به طور تصادفی و با احتمال مساوی، یکی از باشها را انتخاب کرده و در زمان شروع اسلات بعدی با احتمال  $p$  ارسال می‌کند. مقدار  $p$  برای حداقل شدن نرخ ارسال موقت آمیز چقدر است؟

$$d_{slot} = d_{max} = 1 \text{ sec}$$

$$\begin{matrix} 1 \\ 8 \\ 1 \\ 2 \\ \vdots \\ 4 \end{matrix}$$

throughput

$$\begin{matrix} 1 \\ 16 \\ 1 \\ 4 \\ \vdots \\ 3 \end{matrix}$$

$$P_r = (\text{ارسال می‌کنند} \cap \text{گرد از لگز})$$

$$P_r = (\text{ارسال می‌کنند} \cap \text{توسط می‌گردند} \cap \text{روی اول Bus})$$

$$P_r = 2 \times \left(1 - \frac{1}{2}\right) p = \frac{p}{2}$$

$$(\text{ارسال می‌کنند} \cap \text{توسط می‌گردند} \cap \text{روی این از}) = P_r$$

و با این روش می‌توان از ارسال تکنند

$$= \frac{p}{2} \left(1 - \frac{p}{2}\right)^V$$

نرخ اجزا

$$P_r = \frac{p}{2} \left(1 - \frac{p}{2}\right)^V = \epsilon p \left(1 - \frac{p}{2}\right)^V$$

$$= \epsilon p \left(1 - \frac{p}{2}\right)^V$$

$$\Rightarrow P_r = \epsilon p \left(1 - \frac{p}{2}\right)^V \xrightarrow{\text{صادرات موفق}} \text{Throughput} = \frac{1}{V+1} \sum_{i=1}^V \epsilon p \left(1 - \frac{p}{2}\right)^i$$

$$\frac{d}{dp} \left( \epsilon p \left(1 - \frac{p}{2}\right)^V \right) = 0 \Rightarrow \epsilon \left(1 - \frac{p}{2}\right)^V - \frac{V}{2} \epsilon p \left(1 - \frac{p}{2}\right)^{V-1} = 0$$

$$\Rightarrow \cancel{\epsilon} \left(1 - \frac{p}{2}\right)^V = \cancel{\epsilon} p \left(1 - \frac{p}{2}\right)^{V-1}$$

$$\Rightarrow V - p = Vp \Rightarrow p = \frac{V}{V+1} = \frac{1}{\frac{V+1}{V}} = \frac{1}{\epsilon}$$



$$\text{دسته} = \text{دسته} = 1^{\text{sec}}$$

- ۳۸ دو گذرگاه داریم که چهار کامپیوتر به هر دوی این گذرگاه‌ها متصل هستند. کامپیوترا در حال مبادله پسته‌ها به طول یک

ثانیه هستند. زمان به اسلات‌های یک تابه‌ای تقسیم شده است. دو استگاه با احتمال مساوی هر کدام از گذرگاه‌ها را

انتخاب کرده و با احتمال  $p$  در شروع اسلات بعدی، ارسال خود را آغاز می‌کنند. به ازای چه مقدار  $p$  نزد ارسال موفق

پسته‌ها مانع می‌باشد؟ نزد ارسال موفق مانع می‌باشد؟

throughput

PHD CE91

می‌سوال مطلب درست می‌آید.

↑

$$\text{throughput}_{\text{مزطرا}} = 2p(1-p)^2$$

$$p(\text{success}) = 0.18, p = \frac{1}{5}$$

$$p(\text{success}) = 0.36, p = \frac{1}{4}$$

$$p(\text{success}) = 0.36, p = \frac{1}{4}$$

$$p(\text{success}) = 0.42, p = \frac{1}{4} \quad \checkmark$$

$$\frac{d}{dp} (2p(1-p)^2) = 0 \Rightarrow 2(1-p)^2 - 4p \cdot 2(1-p) = 0$$

$$\Rightarrow 2(1-p)^2 = 4p(1-p)$$

$$\Rightarrow 2 - p = 2p \Rightarrow p = \frac{2}{3} = \frac{2}{2+1} = \frac{2}{3}$$

$$\Rightarrow 2p(1-p)^2 \Big|_{p=\frac{2}{3}} = 2 \times \frac{2}{3} \left(1 - \frac{2}{3}\right)^2 = \frac{2 \times 2}{3^2} = \frac{4}{9} = 0.444$$





## فصل نهم

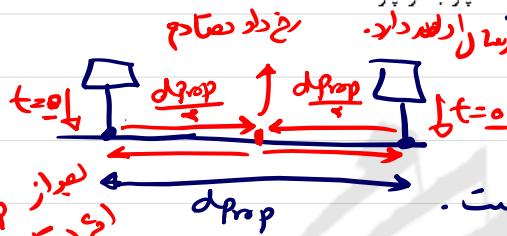
## مسئلہ R4 از کتاب Kuwose &amp; Ross

$$\frac{1}{K} = \text{معانی ارسال} / \text{سیاست}$$

R4 فرض کنید دو گرہ در زمان پیکسان شروع به انتقال یک بسته به طول  $L$  بر روی یک کانال همپوشانی با نزد  $R$  می‌کنند.

تأخیر انتشار بین این دو گرہ را با  $d_{prop}$  نشان دهید. اگر  $\frac{L}{R} < d_{prop}$  باشد، آیا تصادمی وجود خواهد داشت؟ چرا بله و چرا

خیر؟ [تأثیفی] اگر  $\frac{L}{R} > d_{prop}$  باشد، چه اتفاقی رخ می‌دهد؟



در درین از حالات  $\frac{L}{R} \leq d_{prop}$  صادم رخ خواهد داد

چون در هنگام ارسال تیک گرہ گرہ دفعه نتیجاً ارسال کرد است.

- $\frac{L}{R} < d_{prop}$  که گردها در هنگام ارسال، بعد از  $d_{prop}$  صورج رخ دادند در کانال همپوشانی می‌شوند.
- $\frac{L}{R} > d_{prop}$  که گردها صورجی صدام نمی‌شوند، چون اگر صدام نمایر از ارسال سیستم بگرد دیگر می‌رسد و استیاها "صریح" کنند که سببی بدون مسئله ارسال شود.

CE97

- شبکه‌ای را که در آن امکان برخورد (collision) بسته‌ها وجود دارد و پروتکل CSMA/CD فعال است را در نظر بگیرید. در این شبکه زمان انتشار (propagation) (بین نود A و نود B) یک میلی ثانیه (mSec) است. در لحظه  $t = 0$  نود A بسته‌ای را با نزد  $4$  مگابیت بر ثانیه ارسال می‌کند و در لحظه  $t = 0.8 \text{ m sec}$  نود B نود A باسته‌ای را با نزد  $4$  مگابیت بر ثانیه ارسال می‌کند. به ترتیب از راست به چپ حداقل اندازه بسته A چند بایت باشد که A متوجه برخورد شود و حداقل اندازه بسته B چند بایت باشد که B متوجه برخورد شود؟

(1) ۱۰۰۰ - ۱۰۰۰

(2) ۶۰۰ - ۱۴۰۰

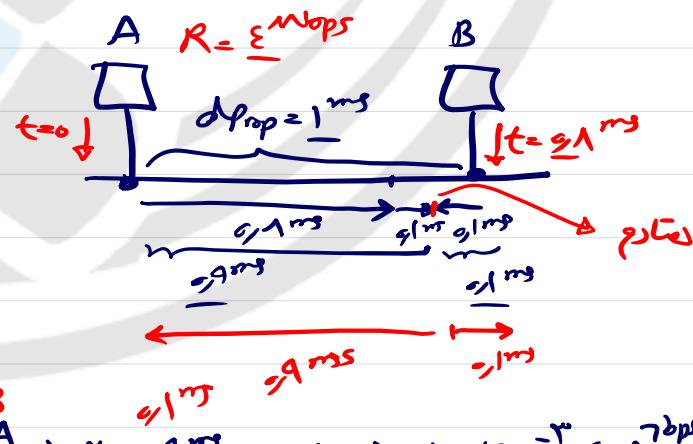
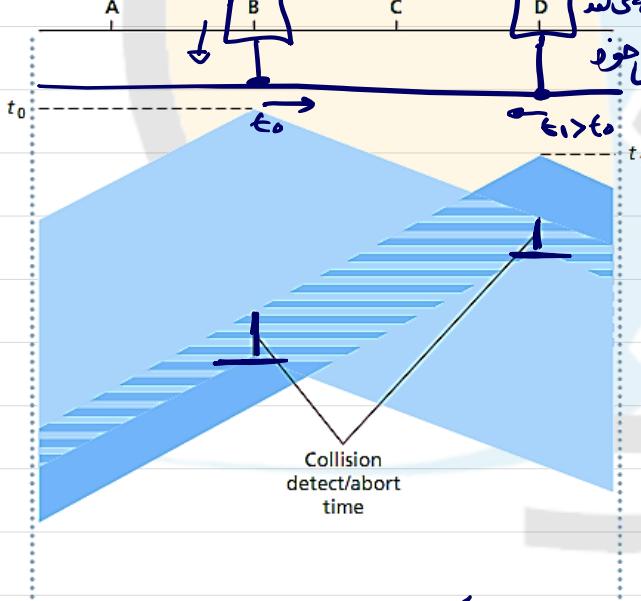
(3) ۱۰۰ - ۹۰۰ ✓

(4) ۶۴ - ۶۴

## CSMA/CD = Carrier Sense Multiple Access / Collision Detection

Space

در هنگام ارسال نسازکه می‌کنند که کانال برای کسی صدام نتوانند  
می‌دستور راهان سیگنال ارسالی را در اختیار داشتند  
با صیز (عدم صدور) صدام، ارسال هر دو  
را منع حقنایی کرد.



$$\frac{L_A}{R} > 2 \times 9 \text{ ms} \Rightarrow L_A > 2 \times 9 \times 10^{-3} \times 4 \times 10^6 \text{ bps}$$

$$\frac{L_B}{R} > 2 \times 9 \times 10^{-3} \times 4 \times 10^6 \text{ bps}$$

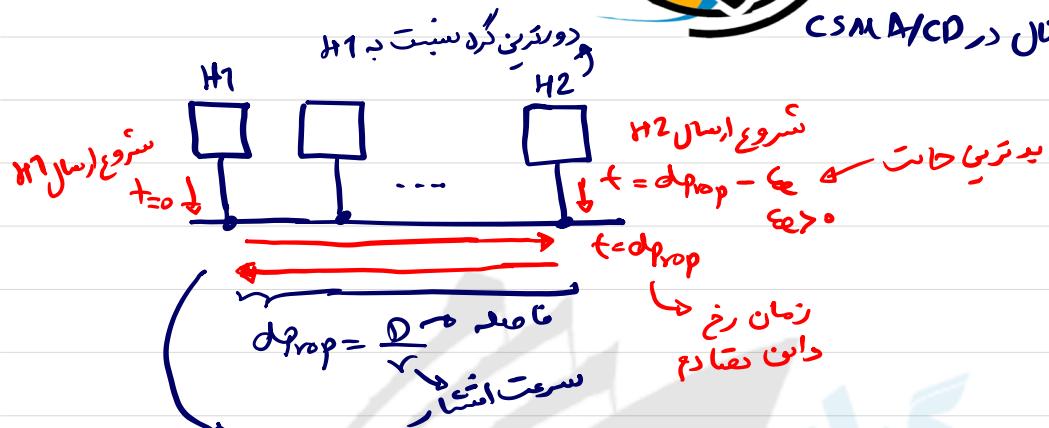
$$\frac{L_B}{1 \times 10^6 \text{ bit}} = 10 \text{ Byte}$$

$$\frac{L_A}{1 \times 10^6 \text{ bit}} = 900 \text{ Byte}$$



(Sieze کردن)

- سند مالک سدن کمال در CSMA/CD



برای اینکه H1 از رخ دافن یا رخ زدن نصادم مطلع شود در بدترین حالت، باید به مدت  $2d_{prop}$  به ارسال کمال و گوسک دافن بپن (جهت کسرت هنادم) اعلام دهد، که اگر در مدل این زمان ( $t_{trans} + 2d_{prop}$ ) نصادر می‌رخند، آنرا H1 مطلع خواهد کرد که کمال در اختیار گرفته (Sieze کرده) و دیگر نصادمی رخ نمی‌دهد، چون سیگنال آن بعد از آن زمان به دوربرین گره‌های ریشه نیز رسیده و بقیه کمال را مستغول می‌بینند و ارسال خنی کنند (عناده رخ نمی‌دهند).

$$\Rightarrow d_{trans} > 2d_{prop} \Rightarrow \frac{L}{R} > \frac{D}{V}$$

مدت ارسان

این سکرطه باعث ایجاد محدودیت روی حداقل طول پسته های مسود:

$$\Rightarrow L > \frac{2DR}{V}$$

- نتیجه:

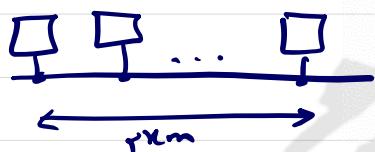
Ethernet کل سیمی که ب شبکه Broadcast می‌رسد، از بروتکل CSMA/CD برای حل مسئله دفعه Multiple Access حوزه استفاده می‌کرده است. این امر در Ethernet به صورت سوئیچی (switched) می‌باشد.

فرزام#

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}

$$R = \frac{10 \text{ Mbps}}{\text{صهی}}$$

$$S = \frac{2 \times 10^8 \text{ m}}{\text{s}}$$



کلاسیک Ethernet

PND IT97

- ۱۶- یک شبکه خطی اینترنت به طول  $2\text{ km}$  را در نظر بگیرید. فرض کنید سرعت انتشار موج الکترومغناطیس  $2 \times 10^8 \frac{\text{m}}{\text{s}}$  و نرخ ارسال شبکه  $10 \text{ Mbps}$  است. حداقل اندازهای که برای فریم لازم است تا مطمئن شویم CSMA/CD در این شبکه به درستی کار می کند، چند بیت است؟

۱۰۰ (۱)

۱۵۰ (۲)

۲۰۰ (۳) ✓

۲۵۰ (۴)

$\text{مسیر طولی} : d_{max} > 2d_{prop} \Rightarrow \frac{L}{R} > \frac{2D}{v} \Rightarrow L > \frac{2DR}{v}$

CSMA/CD

$$\Rightarrow L > \frac{2 \times 2 \times 10 \times 10 \times 10^8 \text{ bps}}{2 \times 10^8 \text{ m/s}} = 200 \text{ bit}$$

شبکه توسعه IT98

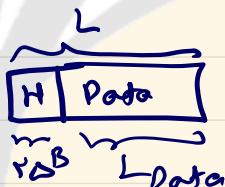
- ۱۷- یک شبکه محلی با روش دسترسی به رسانه CSMA/CD را در نظر بگیرید. اگر طول شبکه یک کیلومتر، نرخ ارسال  $100 \text{ Mbps}$  بر ثانیه، سرعت انتشار  $200 \text{ m/s}$  بر میکرو ثانیه، و سربار هر فریم  $25$  بایت باشد، حداقل طول فیلد داده باید چند بایت است؟

۵۰ (۱)

۱۰۰ (۲) ✓

۲۲۵ (۳)

۴۵۰ (۴)



$$S = \frac{200 \text{ m}}{\mu s} = 200 \times 10^6 \text{ m/s}$$

$\text{مسیر طولی} : L > \frac{2RD}{v} \Rightarrow L > \frac{2 \times 10^8 \times 10^6 \text{ bps} \times 10^3 \text{ meter}}{2 \times 10^8 \text{ m/s}} = 1000 \text{ bit} = \frac{125 \text{ Byte}}{\text{کل بسته}}$

$$\Rightarrow L_{Data} > 125 - 25 = 100 \text{ B}$$

فرزام #

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



## برای افزایش طول لینک Repeater

PND IT ۹۱

-۴ یک شبکه CSMA/CD با نرخ بیت  $1 \text{Gb/s}$  و طول کابل  $1\text{km}$  و بدون تقویت‌کننده را مفرض کنید. اگر سرعت انتشار

سیگнал در کابل  $200000 \text{km/s}$  باشد، آنگاه حداقل اندازه هر فریم باید چند بایت باشد؟

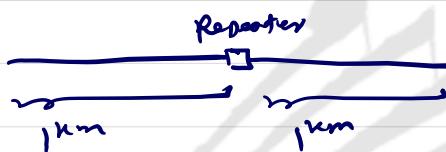
۸۱۲ (۴)

۲۵۰ (۳)

۱۲۵ (۲)

۱۰۰ (۱)

نمی



## تالیفی فرام

-۵ در شبکه‌ای که برای دسترسی چندگانه به یک رسانه ارتباطی سیمی با سرعت انتشار  $2 \times 10^5 \text{ متر در ثانیه}$ ، از پروتکل CSMA/CD استفاده می‌کند، حداقل سایز فریمهای ارسالی  $1500$  بایت است. اگر نرخ انتقال میزبان‌های متصل به این رسانه مشترک برابر  $4 \text{ Mbps}$  باشد، حداقل فاصله دو میزبان در این شبکه چند کیلومتر خواهد بود؟

که هر دوی

۲۰۰ (۴)

۳۷۵ (۳)

۳۰ (۲)

(۱)





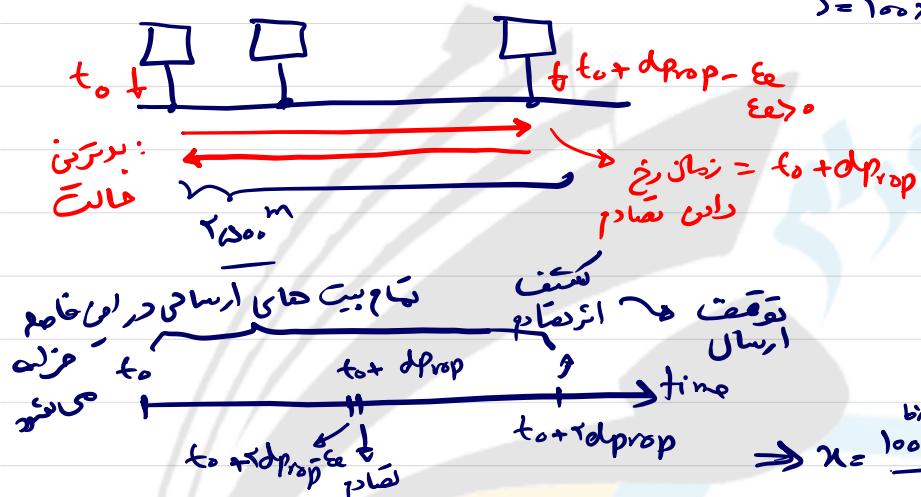
## سبکه + Broadcast ITAD

۷۸. در توپولوژی پاس با پروتکل CSMA/CD فرض کنید طول کانال  $2500$  متر و نرخ ارسال  $100$  مگابیت در ثانیه باشد. در بدترین حالت پس از شروع به ارسال یک فریم تا لحظه کشش تصادم، چند بیت داده خراب می‌شود (سرعت انتشار امواج در سیم  $200$  هزار کیلومتر در ثانیه فرض شود).

$$(1) 5000 \text{ بیت} \quad (2) 2500 \text{ بیت} \quad (3) 1250 \text{ بیت} \quad (4) 500 \text{ بیت}$$

$$R = 100 \text{ Mbps}$$

$$S = 200 \times 10^8 \text{ m/s} = 2 \times 10^8 \text{ m/s}$$



$$\frac{100 \text{ Mbps}}{2dProp} = 15 \text{ sec}$$

$$\Rightarrow N = \frac{100 \times 10^8 \times 15 \times 2500}{2 \times 10^8} = 2500 \text{ bit}$$

ITAD

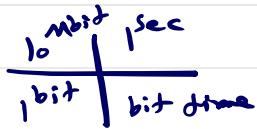
۴۵. در پروتکل دسترسی به رسانه CSMA/CD اگر طول کانال  $2500$  متر، سرعت انتشار  $1 \times 10^8$  متر در ثانیه و نرخ ارسال داده  $100$  مگابیت در ثانیه باشد، حداقل اندازه فریم‌ها چقدر است؟

$$(1) 32 \text{ بایت} \quad (2) 64 \text{ بایت} \quad (3) 256 \text{ بایت} \quad (4) 625 \text{ بایت}$$

حمسنی

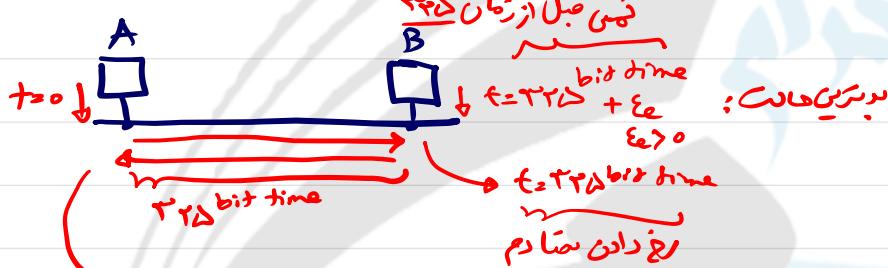


مدت زمان لازم برای ارسال =  $\frac{1}{bit rate}$



$$\Rightarrow \frac{1}{bit time} = \frac{1}{\frac{1}{bit duration}} = \frac{bit duration}{1 sec} = 10 \text{ bit}$$

P18 فرض کنید گره‌های A و B روی یک کانال همپوشانی با نرخ  $10^{Mbps}$  قرار دارند و تأخیر انتشار بین این دو گره ۳۲۵ می‌باشد. فرض کنید CSMA/CD و بسته‌های Ethernet برای این کانال همپوشانی مورد استفاده قرار می‌گیرد. فرض کنید گره A شروع به ارسال یک فریم می‌کند و قبل از اتمام آن، گره B شروع به ارسال یک فریم می‌کند. آیا گره A می‌تواند قبل از آن که کشف کند که گره B ارسال کرده است، کار خود را به پایان می‌رساند؟ چرا بله و چرا خیر؟ اگر پاسخ بله است، بنابراین گره A اشتباهًا گمان می‌کند که فریم بدن تصادمی به طور موفقیت‌آمیز ارسال شده است. راهنمایی: فرض کنید در زمان بیت  $t = 0$ ، گره A شروع به ارسال یک فریم می‌کند. در بدترین حالت، گره A یک فریم با مینیمم سایز  $64 + 512$  بیت را ارسال می‌کند. پس گره A ارسال این فریم را در زمان بیت  $t = 512 + 64 = 576$  به پایان می‌رساند. بنابراین اگر سیگنال گره B قبل از زمان بیت  $t = 512 + 64 = 576$  بررسد، پاسخ خیر است. در بدترین حالت، چه زمانی سیگنال گره B به A می‌رسد؟



$$2 \times 325 = 650 \text{ bit time}$$

$$512 + 64 = 576 \text{ bit time}$$

اولین بیت B در زمان  $64 - 325 = 285$  در زمان

ب بیت A رسد، حین  $64 + 325 = 389$

است هنگامی قبل از میان این مصادم اشتصاد

به A، ارسال گرده A به بین رسانید و

اشتباهًا صورتی کند که خوبیست؟ طور

موافق آمیز ارسال مسد است.

بعض مصادم ها



## فصل سیمیر

## مسکن P19 از کتاب Kurose &amp; Ross

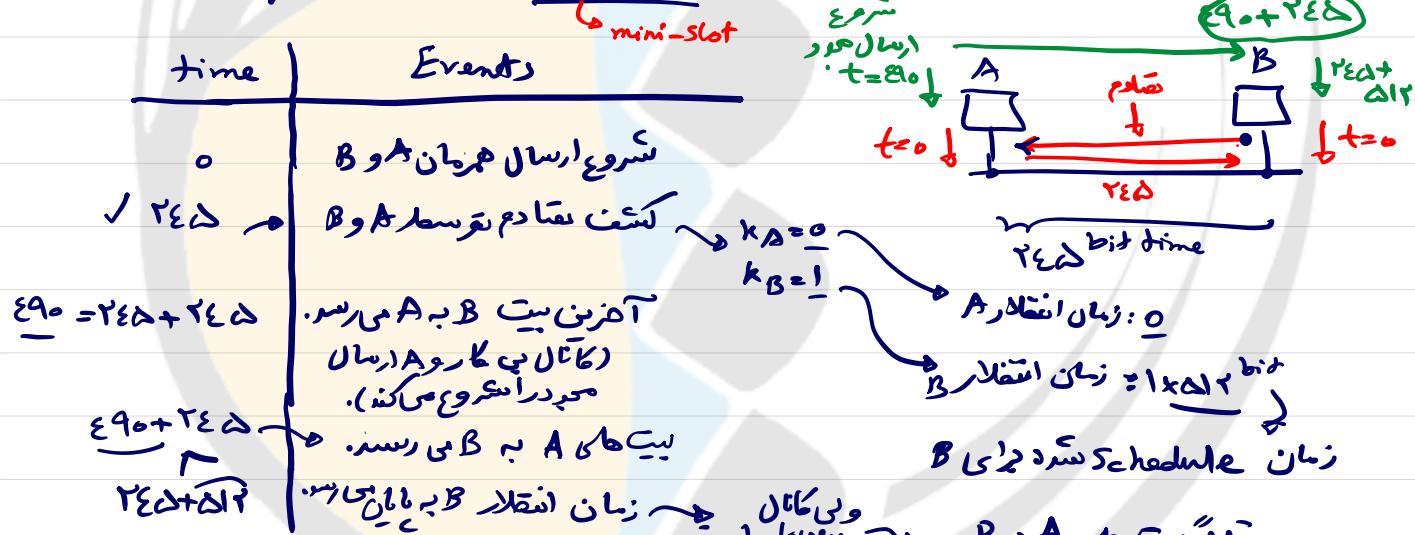
۲۰  
۱۹  
که {۰۱}۰۱

P19 فرض کنید گره‌های A و B روی کانال هم‌پخشی با نرخ  $10 \text{ Mbps}$  قرار دارند و تأخیر انتشار بین این دو گره ۲۴۵ زمان بیتی (bit time) می‌باشد. فرض کنید گره‌های A و B فریم‌های Ethernet را در زمان یکسان ارسال می‌کنند، این فریم‌ها تصادم کردند و پس از آن A و B مقادیر متفاوتی از  $k$  را در الگوریتم CSMA/CD انتخاب می‌کنند. با فرض این‌که هیچ گره دیگری فعال نیست، آیا ارسال‌های مجدد از A و B می‌توانند دچار تصادم شوند؟ برای اهداف‌مان، کافی است می‌کند که مثال در ادامه حل شود. فرض کنید A و B در زمان بیتی  $t = 0$  شروع به ارسال می‌کنند. هر دوی آن‌ها در زمان بیتی  $t = 245$  تصادم‌ها را کشف می‌کنند. فرض کنید  $K_A = 0$  و  $K_B = 1$ . در چه زمانی گره B ارسال مجدد خود را زمان‌بندی می‌کند؟ در چه زمانی گره A شروع به ارسال می‌کند؟ (توجه: این گره‌ها پس از بازگشت به گام ۲ (پروتکل را بینند) باید برای یک کانال بی‌کار انتظار بکشند). در چه زمانی سیگنال گره A به گره B می‌رسد؟ آیا گره B از ارسال در زمان زمان‌بندی شده خود، خودداری می‌کند؟ بله، کافی پوچط است.

- نتیجه:

در CSMA/CD، هر گره بعد از لحظه تصادم صد زمانی را صبر می‌کند (backoff منطقه) و سپس شروع به ارسال می‌کند.

عمر حافظه محدود است. زمان انتظار بعد از تصادم زمانی بود و بعدها می‌تواند بازگشته باشد. انتظار کردند و بعدها می‌توانند بازگشته باشند.



## CSMA/CD (کتاب)

1. The adapter obtains a datagram from the network layer, prepares a link-layer frame, and puts the frame adapter buffer.
2. If the adapter senses that the channel is idle (that is, there is no signal energy entering the adapter from the channel), it starts to transmit the frame. If, on the other hand, the adapter senses that the channel is busy, it waits until it senses no signal energy and then starts to transmit the frame.
3. While transmitting, the adapter monitors for the presence of signal energy coming from other adapters using the broadcast channel.
4. If the adapter transmits the entire frame without detecting signal energy from other adapters, the adapter is finished with the frame. If, on the other hand, the adapter detects signal energy from other adapters while transmitting, it aborts the transmission (that is, it stops transmitting its frame).
5. After aborting, the adapter waits a random amount of time and then returns to step 2.

→ Carrier Sense

→ Collision Detection

صادم رخ دهد، ارسان

متوجه می‌شوند

پس B در زمان تعیین شده

نمی‌توانند ارسال مجدد خود را

متوجه و بازدستا می‌کنند.

صبر نکنند.

## Ethernet در پروتکل CSMA/CD



The following procedure is used to initiate a transmission. The procedure is complete when the frame is transmitted successfully or a collision is detected during transmission.<sup>[2]:33</sup>

1. Is a frame ready for transmission? If not, wait for a frame.
2. Is medium idle? If not, wait until it becomes ready.<sup>[note 1]</sup>
  - ^ On Ethernet, stations must additionally wait the 96 bit interframe gap period.
3. Start transmitting and monitor for collision during transmission.
4. Did a collision occur? If so, go to collision detected procedure.
5. Reset retransmission counters and complete frame transmission.

The following procedure is used to resolve a detected collision. The procedure is complete when retransmission is initiated or the retransmission is aborted due to numerous collisions.

1. Continue transmission (with a jam signal instead of frame header/data/CRC) until minimum packet time is reached to ensure that all receivers detect the collision.
2. Increment retransmission counter.
3. Was the maximum number of transmission attempts reached? If so, abort transmission.
4. Calculate and wait the random backoff period based on number of collisions.
5. Re-enter main procedure at stage 1.

→ > Ethernet، گردد های این به صورت

۹۶ زمان بسته کانال راidle بینند

که آن بعنوان کانال بی کار در نظر  
گیرید.

→ > Ethernet، معیار سعیت صادر تردد

که گردد آن گرد ارسان را با ارسال سیگنال  
jam ادامه می دهد تا مدتی سود کر

همه گردد های دیگر از هفتم مطلع شدند.

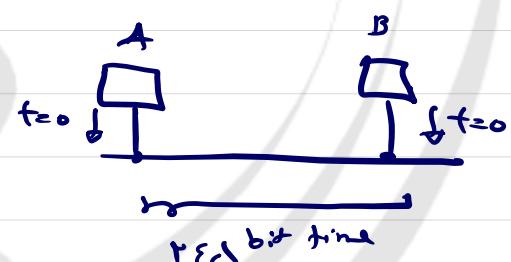
$$\text{jam time} \leftarrow \text{jam time} + \text{jam time}$$

$$245 = 2 \times 332 = 48 \text{ bit time}$$

صوت نهادن ارسال سیگنال jam  
تا زمانی است که حداقل نهادن ارسال  
بعدی برسد.

Ethernet حطرتی احتمال

time	Events
0	شروع ارسال هم زمان A و B
245	لمسه نصدام بتوسط A و B و شروع ارسال سیگنال jam
48	A و B ارسال سیگنال jam بینی بینی
293	آخرین بسته گذشته A می رسد و کانال ملکه می شود
512	$293 = 245 + 48$
538	$512 = 293 + 245$
634	$538 + 97 = 634$



$$x_A = 0 \rightarrow \text{زمان انتقال A} \\ x_B = 1 \rightarrow \text{زمان انتقال B}$$

به سکونت به ارسال می کند A

هسته بسته های A به B نرسیده است → انتقال B به پایان می رسد  
وی B همان لحظه ارسال نهادن کند و  
از زمان بسته بیانی بسته A به B می رسد

اولین بسته A به B می رسد

B واراست در لای زمان ارسال دارد  
B باید صبور شود وی کانال مشغول است  
مشغول است.

۱  
۳۲

## فصل بیست و پنجم

## مسئلہ R6 از کتاب Kuwose &amp; Ross

CSMA/CD در R6، پس از پیجین تصادم، احتمال این که یک گروه مقدار  $K = \frac{1}{10}$  را انتخاب کند، چقدر است؟ این مقدار حاصله  $K = \frac{1}{10}$  با چه میزان تأخیر (بر حسب ثانیه) بر روی یک Ethernet متناظر است؟

۰۷ نتایج

$$\Rightarrow K \in \left\{ \frac{1}{10}, \frac{1}{9}, \dots, \frac{1}{2}, \frac{1}{1} \right\}$$

$$\text{bit time} = \frac{1}{R} = \frac{1}{10 \times 10^6 \text{ Mbps}} = 100 \text{ ns}$$

## فصل بیست و پنجم

## مسئلہ P17 از کتاب Kuwose &amp; Ross

P17 به خاطر آورید که با استفاده از بروتکل CSMA/CD، آداتور به مدت زمان بیتی  $K \times 512$  زمان تصادم (bit time) پس از یک تصادم انتظار می‌کشد که  $K$  به صورت تصادفی قرعه‌کشی می‌شود. برای  $K = 100$ ، چه مدت آداتور انتظار می‌کشد تا به گام دوم روی یک کانال هم‌پخشی با نرخ  $10^6 \text{ Mbps}$  بازگردد؟ برای یک کانال هم‌پخشی با نرخ  $10^5 \text{ Mbps}$  چطور؟

$$\text{bit time} = \frac{1}{R} = \frac{1}{10 \times 10^6 \text{ Mbps}} = 100 \text{ ns}$$

$$\text{wait time} = K \times \frac{512 \text{ bit}}{10^6 \text{ Mbps}} = 5120 \text{ ns} = 5.12 \mu\text{s}$$

10baseT

- در یک اترنت 10baseT، پس از چهارمین تصادم، احتمال آن که یک گروه متغیر تصادفی ۵ را برای عقب‌نشینی انتخاب کند چیست؟ اگر ۵ انتخاب شود، زمان عقب‌نشینی چند میکروثانیه (μs) است؟

۰۸ نتایج

$$\Rightarrow K \in \left\{ \frac{1}{5}, \dots, \frac{1}{2}, \frac{1}{1} \right\}$$

$$\frac{1}{R} = \frac{1}{10^6 \text{ Mbps}}$$

PND IT ۹۱

$$\text{bit time} = \frac{1}{R} = \frac{1}{10^6 \text{ Mbps}} = 100 \text{ ns}$$

IT ۱۱

- در شبکه‌های Ethernet (استاندارد IEEE ۸۰۲/۲)، هر ایستگاه زمان backoff را از رابطه  $k \times t_{minslot}$  محاسبه می‌کند. اگر ایستگاه A که از مجموعه  $\{0, 1, 2, 3\}$  انتخاب کند، چه تعداد تصادم توسعه ایستگاه A تشخیص داده شده است؟

$$4 (F) \quad 2 (2\checkmark) \quad 2 (2\checkmark) \quad 1 (1)$$

$$i=2 \leftarrow 2-1$$

تعداد انتخاب



#فرازام

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



## IT91 اینترنت

- در شبکه اینترنت، از کدام پروتکل برای کنترل دسترسی چندگانه به کانال (MAC) استفاده می‌شود؟

CSMA/CD ✓

TDMA ۳

CDMA ۲

CSMA ۱

## IT92

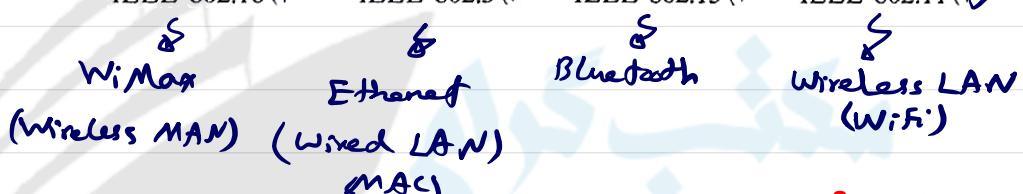
. کدام یک از استانداردهای زیر در مورد پروتکل برای شبکه‌های محلی بسیم است؟

IEEE 802.16 (۴)

IEEE 802.3 (۳)

IEEE 802.15 (۲)

IEEE 802.11 (۱) ✓



## PW93 IT94

### عدم صادم

- در اینترنت (Ethernet) برای اینکه فرستنده A از عدم برخورد بسته ارسالی

خود با بسته فرستنده B مطمئن شود، ارسال بسته اش بايد حداقل برای ..... به

طول بینجامد (فرض کنید که حداکثر فاصله بین دو گره در این شبکه فاصله بین دو گره A و B باشد).

$d_{trans} > d_{prop}$   
A → B

(۱) فاصله زمانی بین دو گره A و B

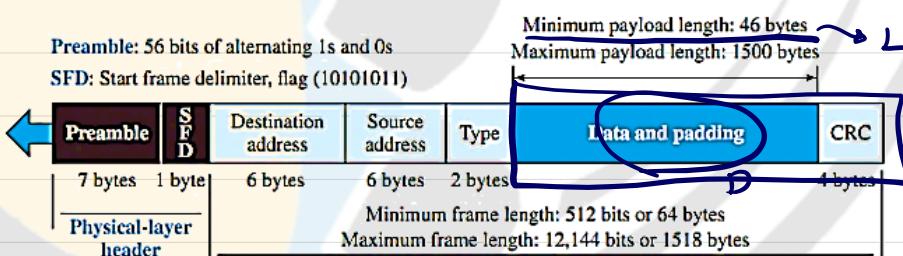
(۲) دو برابر فاصله زمانی بین دو گره A و B ✓

(۳) سه برابر فاصله زمانی بین دو گره A و B

(۴) بیش از سه برابر فاصله زمانی بین دو گره A و B

## تاپیفی خزان

- مطابق شکل زیر، در ساختار فریم‌های پروتکل Ethernet، یک فیلد CRC چهار بایتی به عنوان Trailer قرار داده شده است که برای تشخیص خطأ در فریم‌های ارسال شده استفاده می‌شود.



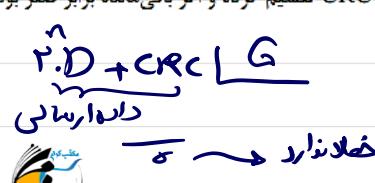
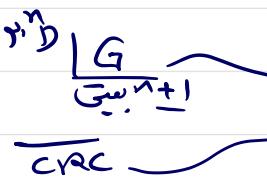
یک گیرنده در یک Ethernet LAN در چه صورت یک فریم را بدون خطأ در نظر می‌گیرد؟

(۱) مقدار فیلد CRC را بر Data and Padding تقسیم کرده و اگر باقی‌مانده برابر صفر بود، فریم را بدون خطأ در نظر می‌گیرد.

(۲) مقدار فیلد CRC را بر Molded کد CRC تقسیم کرده و اگر باقی‌مانده برابر صفر بود، فریم را بدون خطأ در نظر می‌گیرد.

(۳) مقدار فیلد CRC را بر Molded کد CRC تقسیم کرده و اگر باقی‌مانده برابر صفر بود، فریم را بدون خطأ در نظر می‌گیرد. ✓

(۴) مقدار فیلد Data (بدون Padding) را بر CRC تقسیم کرده و اگر باقی‌مانده برابر صفر بود، فریم را بدون خطأ در نظر می‌گیرد.



#فرزام

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}

$$L = kRS$$

$$\frac{L}{R} = kS$$

ارسال یک فریم

$S > d_{prop}$

لک سخت نصادر صلب  
از نیک لحاظ که طول دارد

وقت فریمی در حال ارسان باشد

Slot

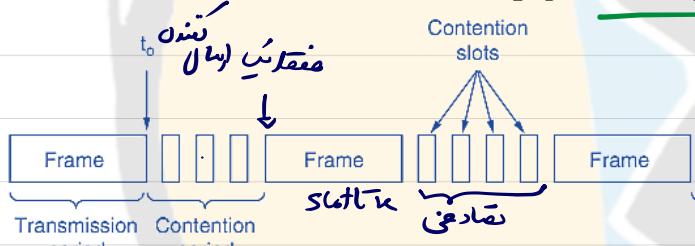
$$\frac{x}{n+x} = \frac{\text{حایا معتبر}}{\text{کل حایا که}} = \frac{\text{Productive Efficiency}}{\text{Nonproductive Efficiency}}$$

مهار نگرانی

توجه کنید که این کانال بین دو حالت مکرر تغیر وضعیت می‌دهد: حالت ثمریخش (Productive) که دقیقاً  $k$  عدد Slot را در اختیار داشته و کل فریم را ارسال می‌کند. و حالت غیرثمریخش (Nonproductive) که برای تعدادی تصادفی از Slot ها ادامه پیدا می‌کند. واضح است که در آن  $\frac{k}{k+x}$  مقدار مورد انتظار از Slot های غیرثمریخش متولی است.

(الف) برای مقادیر ثابت  $N$  و  $p$ , این پروتکل را تعیین کنید.  
 (ب) برای مقادیر ثابت  $N$ , مقدار  $p$  را طوری تعیین کنید که Efficiency بیشینه شود.  
 (پ) با استفاده از  $p$  (که تابعی از  $N$  است) که در قسمت ب حاصل شد، وقتی که  $N$  به سمت بنهایت میل می‌کند، Efficiency را تعیین کنید.

ت) نشان دهید وقتی که طول فریم بزرگ می‌شود، این Efficiency (در قسمت پ) به سمت ۱ میل می‌کند.



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

(افت ارسال نلگز)

هنوز

$$X \sim G(N, p(1-p)^{N-1})$$

نکار + مادهای متوازن تارسین به لونی Slot موفق

نی Slot موفق و  $1 - X$  ناماد ناموفق

$$\Rightarrow n = E[X-1] = E[X] - 1 = \frac{1}{np(1-p)^{N-1}} - 1 = \frac{1 - np(1-p)^{N-1}}{np(1-p)^{N-1}}$$

متوجهی لحایهای ناموضع

$$\Rightarrow \frac{\text{Efficiency}}{\text{utilization}} = \frac{k}{k+n} = \frac{k}{n + \frac{1}{np(1-p)^{N-1}} - 1}$$



$$\text{Efficiency} = \frac{k}{k+n} = \frac{k}{n + \frac{1}{Np(1-p)^{N-1}} - 1}$$

بهار (5 مدقق) مکتبگرام سواد.

$$\Rightarrow \frac{d}{dp} (Np(1-p)^{N-1}) = 0 \Rightarrow p = \frac{1}{N} \rightarrow \text{Efficiency} \rightarrow \text{صراحتگر می شود.}$$

$$\text{Efficiency}_{\max} = \frac{k}{k + \frac{1}{(1-\frac{1}{N})^{N-1}} - 1} \underset{N \rightarrow \infty}{\rightarrow} \frac{k}{k+e-1}$$

$$\text{L} = \frac{pkRS}{\sum k} \Rightarrow k \rightarrow \infty$$

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \frac{k}{k+e-1} = 1$$

فرزام#

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}

## ایستا (کانال سازی)



TDM

ITAT

-۶۶ یک روش گفتاری دسترسی به رسانه می‌تواند استفاده از مالتی پلکس کودن زمانی ثابت باشد. در این روش به هر ایستگاه یک slot زمانی در هر سیکل اختصاص داده می‌شود. اگر فرض کنیم اندازه هر slot مدت زمان لازم برای ارسال 100 بیت به علاوه تأخیر انتشار آنها به انتها باشد و با نظر گرفتن اینکه نرخ ارسال داده‌ها  $10 \text{ Mbps}$ ، طول کanal  $8 \text{ km}$  و سرعت انتشار امواج  $2 \times 10^8 \text{ m/s}$  باشد، اگر تعداد 100 ایستگاه داشته باشیم حداقل نرخ ارسال هر ایستگاه چقدر است؟

50 Kbps (۴)

100 Kbps (۳)

25 Kbps (۲)

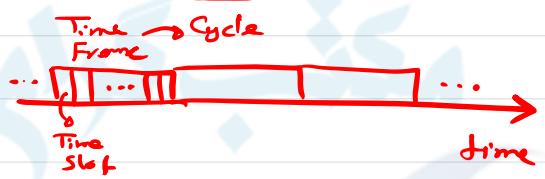
20 Kbps (۱)

Throughput

$$t_{slot} = \frac{10^6 \text{ bit}}{10 \times 10^6 \text{ bps}} + \frac{1 \times 10^{-3} \text{ s}}{2 \times 10^8 \text{ m/s}} = 10^{-5} \text{ s} + 5 \times 10^{-9} \text{ s} = 10^{-5} \text{ s}$$

مقدار ارسال 50 بیت

مقدار ارسال 100 بیت



$$t_{Time-Frame} = 100 \times 10^{-5} \text{ s} = 10^{-6} \text{ s}$$

$$\Rightarrow R_{station} = \frac{100 \text{ bit}}{10^{-6} \text{ s}} = \frac{100}{10^{-6}} = 2 \times 10^7 \text{ bps} = 20 \text{ Kbps}$$

کل دیوار

Throughput



## فصل بیخیم مسئلہ R9 از کتاب kurose & Ross

فضای آدرس MAC چقدر بزرگ است؟ فضای آدرس IPv4 چطور؟ IPv6 چطور؟

۲۱۸

۳۳۲

۲۴۸

Ethernet

### PnP Net 9A

- ۴۵ کدام عبارت در مورد آدرس MAC نادرست است؟

(۱) نیاز به خریداری دارد. ✓

(۲) دارای آدرس multicast است. ✓

(۳) برای یک دستگاه ثابت است. ✓

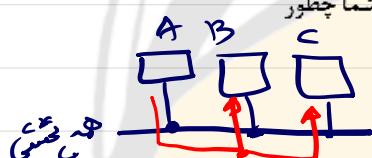
(۴) دارای ساختار چند سطحی (hierarchical) آدرس دهی است. ✗

ساختار های اکثر  
X

## فصل بیخیم

### مسئلہ R10 از کتاب kurose & Ross

R10 فرض کنید گره‌های A و C ب LAN همپوشانی یکسان متصل هستند (از طریق آدپتورهای خود). اگر A هزاران دیتاگرام IP را به B ارسال کند که هر کدام درون فریم‌های آدرس دهی شده با آدرس MAC گره B کپسوله می‌شوند، آیا آدپتور C نیز این فریم‌ها را پردازش خواهد کرد؟ اگر چنین باشد، آیا آدپتور C دیتاگرام‌های IP درون این فریم‌ها را به لایه شبکه گره C عبور می‌دهد؟ اگر گره A فریم‌ها را با آدرس MAC همپوشانی ارسال کند، پاسخ شما چطور تغییر خواهد کرد؟

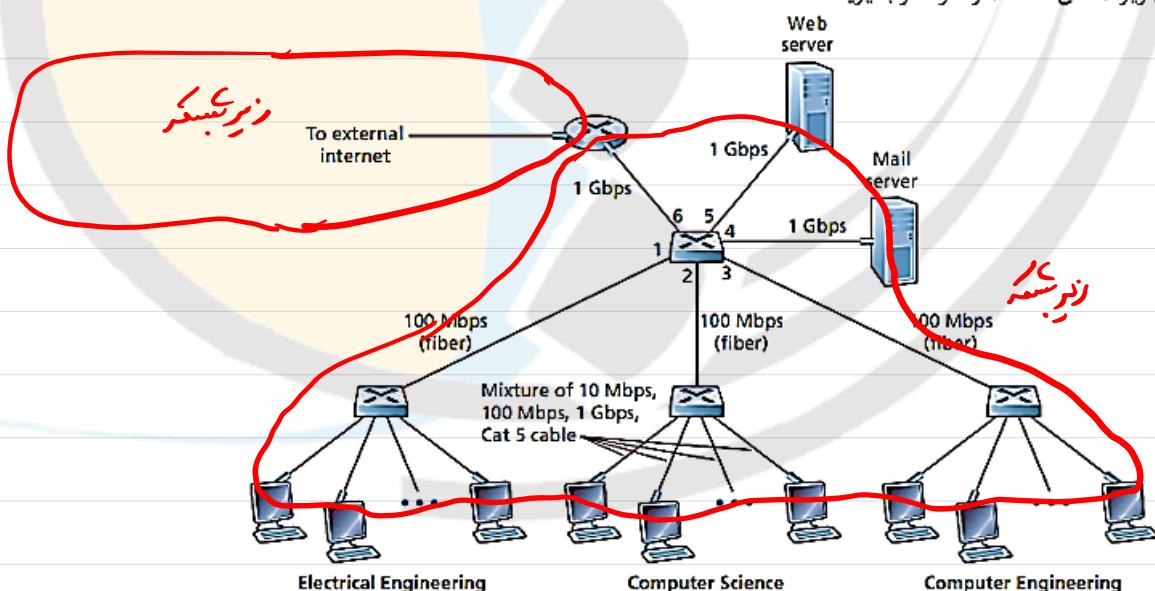


جوابیه یعنی مقصود MAC توجه کرد که آدرس MAC مخصوص

### فصل بیخیم

### مسئلہ R14 از کتاب kurose & Ross

شکل زیر (شکل ۵-۱۵) را در نظر بگیرید.



با در نظر گرفتن طریقه آدرس دهی در بخش ۴ (آدرس دهی IP در اینترنت)، چه تعداد زیرشبکه (Subnetwork) در این

شبکه وجود دارد؟

۷۲  
لعل  
که جمیع آدرس‌هایی که (طریق Device  
یا پیش مذکور لست سه هم می‌توانند هستند.



فرزام #

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



آدرس لایه سیمی (20)

آدرس معنی‌نکری

بروکسل محلی هست.

بروکسل

ARP

Host name

DNS

IP

آدرس ها کا

آدرس لایه سیمی (لایه سیمی)

سروری

بروکسل

سروری

Client C1

ARP Query

ARP Response

R1

R3

R2

R4

to public Internet via ISP

(ARP Cache)

ARP

هست



## ۳۷۸۵

۷۴. کدام یک از موارد زیر در مورد پروتکل ARP صحیح نمی‌باشد؟
- ۱) پروتکل ARP آدرس فیزیکی را با استفاده از یک تابع نگاشت ثابت بدست آورد.
  - ۲) پروتکل ARP در تکنولوژی شبکه‌های مختلف (ظییر Ethernet با ATM) متفاوت است.
  - ۳) مر دایره طول عمر است و در صورتی که پس از مدتی هیچ‌گونه فعالیت نداشته باشد، حوزه دارد و پروتکل ARP عناصر خود را دارد.
  - ۴) هیچ کدام.

## PND Net ۹۱

۴۳. کدام مورد در خصوص پروتکل ARP درست نیست؟
- ۱) پاسخ‌ها ذخیره می‌شود.
  - ۲) بر روی اینترنت ارسال نمی‌شود.
  - ۳) جهت تبدیل آدرس IP به آدرس MAC استفاده می‌شود.
  - ۴) درخواست و پاسخ به صورت broadcast ارسال می‌شود.

## ۳۷۸۶) Microsoft LAN به آدرس درخواست دهنده ارسال می‌شود

## - تکنیک فرزنام

هر واسط شبکه (Network Interface) علاوه‌بر آدرس لایه شبکه، دارای آدرس MAC (آدرس فیزیکی) می‌باشد. چه تعداد از گزاره‌های زیر دلیلی برای این موضوع می‌باشد؟

(الف) تکنولوژی‌های لایه لینک و LAN‌ها برای لایه‌های پروتکل‌های لایه شبکه مختلف طراحی می‌شوند و نه فقط برای پروتکل IP و اینترنت.

(ب) اگر واسطه‌های شبکه به جای آدرس‌های MAC از آدرس‌های IP لایه شبکه استفاده می‌کردند، آدرس لایه شبکه باید درون حافظه واسط ذخیره می‌گردید و هر دفعه که آن وسط شروع به کار می‌کرد وبا تغییر مکان می‌داد، باید مجدداً بازیپکربندی می‌شد. هم‌چنین اگر هیچ آدرسی برای واسطه‌های شبکه استفاده نشود، واسطه‌ها دیتاگرام درون هر فریم دریافتی را تحويل لایه بالاتر خود می‌دهد. مثلاً در LAN‌های همه‌یکشی، سیستم‌عامل‌های سیستم‌های انتها مجبور هستند که به ازای هر بسته دریافتی (که ممکن است به مقصد آن سیستم نباشد)، مورد وقفه قرار گرفته تا آدرس متقدراً چک کنند.

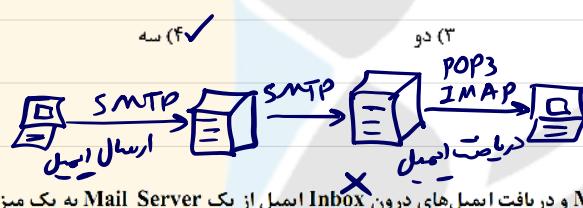
(پ) در معماری لایه‌ای، به منظور این که لایه‌های مختلف یک شبکه کامپیوتروی، به صورت واحدهای مستقل از یکدیگر باشند، هر لایه بایستی روش آدرس دهی خودش را داشته باشد.

## - تکنیک فرزنام

۵۹- چه تعداد از گزاره‌های زیر صحیح است؟

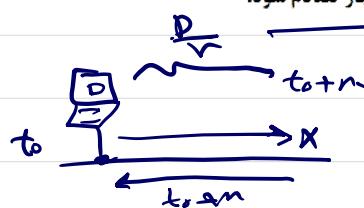
(الف) در سرویس ایمیل، برای ارتباط دو Mail Server ایمیل از یک Inbox درون Mail Server به یک میزبان، از پروتکل SMTP استفاده می‌شود و برای دریافت ایمیل‌های درون Mail Server ایمیل از یک Edit (Simple Mail Transfer Protocol) SMTP کردن فایل‌های درون Inbox از پروتکل‌های کمکی مثل POP3 و IMAP می‌توان استفاده نمود.

(ب) در پروتکل ARP (Address Resolution Protocol)، ارسال بسته‌های query ARP درون یک فریم با آدرس Broadcast ارسال می‌شود و لی پیام‌های پاسخ ARP درون یک فریم با آدرس Unicast ارسال می‌شود.



## - تکنیک فرزنام

(پ) اگر در یک شبکه Multiple Access با سرعت انتشار V متر در ثانیه، بسته ارسالی توسط فرستنده در فاصله D متری از آن دچار تصادم شود، فرستنده حداقل بعد از زمان  $\frac{D}{V}$  ثانیه نسبت به زمان شروع ارسال بسته، اثر تصادم را مشاهده خواهد کرد.



## - تکنیک فرزنام

(۱) صفر

(۲) یک

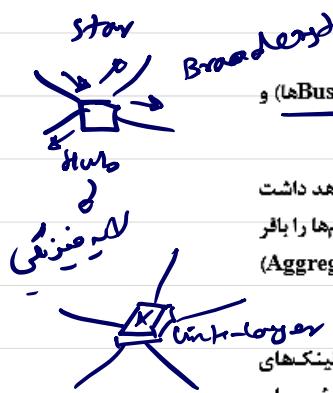
(۳) دو

(۴) سه





## سایه‌ی عزام



چه تعداد از موارد زیر جز مزایای استفاده از سوئیچ‌های لاینک در مقابل لینک‌های همه‌پخشی از قبیل گذرگاه‌های مشترک (Bus) و توپولوژی‌های مبتنی بر Hub می‌باشد؟

(الف) حذف تصادم ها: در یک شبکه LAN ساخته شده با سوئیچ‌ها (بدون Hub)، هیچ اتلاف پهنای باندی به علت تصادم وجود نخواهد داشت که این امر باعث بیرون‌گردی کارایی (Performance) این نوع LAN‌ها نسبت به LAN‌های همه‌پخشی می‌شود. سوئیچ‌ها فریم‌ها را با قدر کم و هرگز بیش از یک فریم یک دفعه روی یک لینک ارسال نمی‌کند. همانند یک مسیریاب، ماتریس Throughput (Aggregate) یک سوئیچ برابر مجموع نرخ‌های تمامی واسطه‌های آن سوئیچ می‌باشد.

(ب) پشتیبانی از لینک‌های ناهمگن (Heterogeneous): به علت این‌که یک سوئیچ یک لینک را از دیگر لینک‌ها ایزوله می‌کند، لینک‌های مختلف در LAN می‌توانند با سرعت‌های متفاوت و با رسانه‌های متفاوت می‌توانند وجود داشته باشند. این امر کمک می‌کند که یک سوئیچ برای ترکیب تجهیزات موجود قدیمی (Legacy) با تجهیزات جدید لیده آن باشد. مثلاً یک سوئیچ می‌تواند سه لینک مسی با نرخ ۱۰Mbps، ۱۰۰Mbps (100BASE-T)، دو لینک فیبر نوری ۱۰Gb (1000BASE-T) و یک مسی ۱Gb (1GbE) داشته باشد.

(پ) مدیریت ساده و قابلیت‌های بیشتر: یک سوئیچ مدیریت شبکه را ساده می‌کند. به عنوان مثال، اگر یک آدپتور به درستی عمل نکند و به طور مکرر فریم‌ها را ارسال کند (آدپتور خرافی)، یک سوئیچ می‌توان این مسئله را کشف کند و به طور داخلی این آدپتور را غیرمتصل کند. با این ویژگی، نیاز به ادمین شیکه برای رفع این مشکل نیست. به طور مشابه، اگر یک پارگی یا خرابی کابل متصل به یک میزبان، فقط باعث قطع اتصال این میزبان از سوئیچ می‌شوند و تأخیری روی دیگر میزبان‌ها و کابل‌ها ندارد. سوئیچ‌ها می‌توانند اطلاعات آماری مصرف پهنای باند و نوع ترافیک را جمع آوری کنند و این اطلاعات را در دسترس ادمین شیکه قرار دهند که این اطلاعات می‌تواند به منظور عیوب‌یابی و رفع مشکلات استفاده گردد. علاوه‌بر این موارد، سوئیچ‌ها می‌توانند امنیت بیشتری را فراهم کنند.

(۴) نه ✓

(۳) دو

(۲) یک

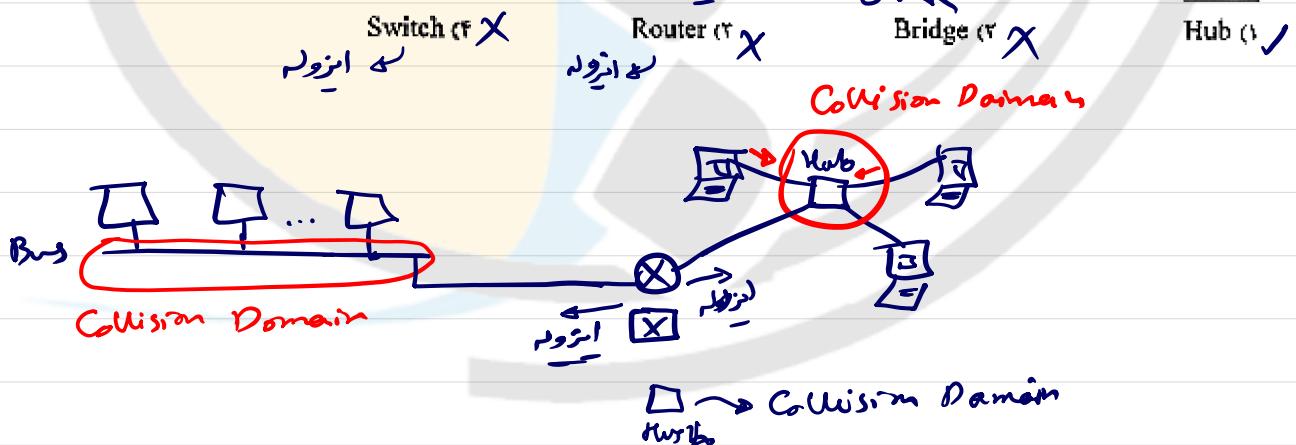
(۱) صفر

## در شبکه‌های همه‌پخشی

## PND LT91

- ۴- برای محدود کردن دامنه تداخل (Collision Domain) در یک شبکه محلی، گدام یک از تجهیزات شبکه، قابل استفاده نمی‌باشد؟

Switch (۱) ✗  
Router (۲) ✗  
Bridge (۳) ✗  
Hub (۴) ✓





# فصل نهم

## میال متن از کتاب Kowose & Ross

در جدول زیر، مشخص کنید که Device‌های مذکور دارای کدام ویژگی‌ها هستند؟ و در صورت نیاز، موارد لازم را بیان کنید.

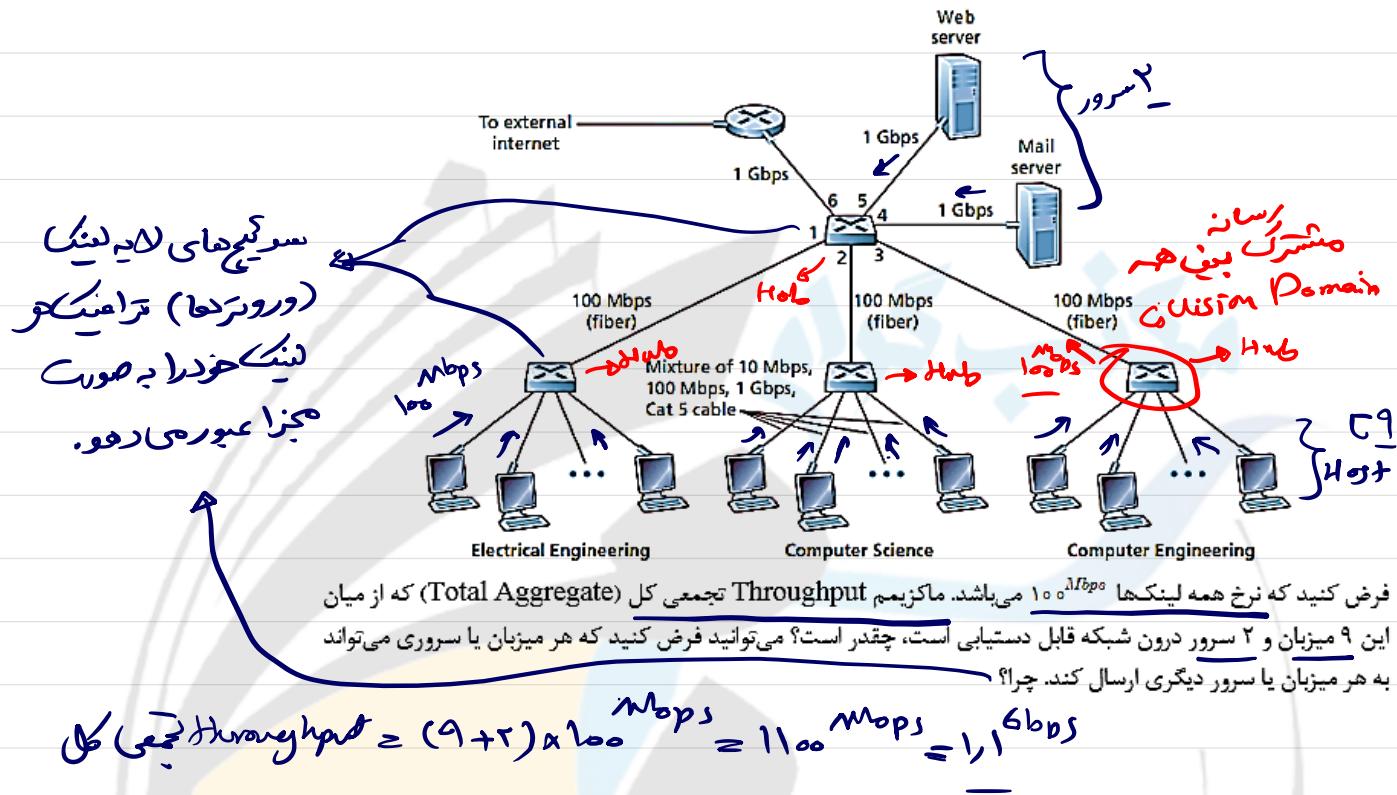
Hub	Switch	Router	
X	✓	✓	بهصورت Store&Forward عمل می‌کنند.
X	✓	X	بعضی مواقع بهصورت Broadcast و بعضی مواقع بر روی یک لینک ارسال می‌کنند.
✓	X	X	همواره بهصورت همه‌پخشی (Broadcast) عمل می‌کنند.
—	MAC	IP	با استفاده از چه آدرس‌هایی بسته‌های را Forward می‌کنند؟
—	X	✓	از آدرس‌های یا ساختار سلسله مراتبی استفاده می‌کنند.
—	✓	X	آدرس‌هایشان ساختار سلسله مراتبی تدارد و بهصورت Flat هستند.
—	۱	۲	تعداد لایه‌ها؟
—	✓	✓	دامنه تصادم (Collision Domain) را محدود می‌کنند؟
X	X	✓	ترافیک زیرشبکه‌های مختلف متصل را می‌تواند بطور کامل ایزوله کند.
✓	✓	X	بهصورت Plug&Play هستند (یا با ادمین شبکه پیکربندی ندارند).
X	X	✓	به منظور پیکربندی نیاز به ادمین شبکه یا پروتکل‌های پیکربندی دارند.
X	✓	X	ترخ Filtering و Forwarding نسبتی بالاتری دارند.
X	X	✓	سربار پردازشی (سربار بررسی Header‌های)، بیشتری دارند. به‌منظور جلوگیری از ایجاد حلقه در Broadcast، توبولوژی فعال شبکه باید به درخت پوشانه (Spanning Tree) محدود شده است.
X	X	✓	شبکه ایجاد شده با آن Device‌ها می‌تواند توبولوژی‌های متفاوتی می‌تواند مورد استفاده قرار گیرد و حتی مسیرهای متفاوتی بین دو نقطه از شبکه می‌تواند وجود داشته باشد. با این وجود عموماً بسته‌ها در حلقه نمی‌افتد (ولی اگر هم بیافتد، به تعداد گام‌های محدود خواهد بود).
X	X	✓	گرم‌ها شبکه ایجاد شده با این Device‌ها می‌توانند بهترین مسیر بین مبدأ و مقصد را استفاده کنند.
X	✓	X	شبکه‌های بزرگ ایجاد شده با آن Device‌ها دارای جدول‌های ARP بزرگ برای واسطه‌های شبکه می‌باشد و سربار پردازشی و ترافیکی ARP قابل توجه‌ای ایجاد می‌کند.
✓	✓	X	مستعد حملات Broadcast Storm هستند (اگر یک میزان بده عمل کند و بسته‌های Broadcast بی‌پایابی ایجاد کند) و ممکن باعث Collapse شدن کل شبکه شوند.
X	X	✓	در مقابل حملات Broadcast مقاوم هستند (و مثل یک Firewall عمل می‌کنند).
—	✓	X	مناسب شبکه‌های کوچک مناسب هستند.
—	X	✓	مناسب شبکه‌های در مقیاس بزرگ هستند.



## فصل نهم

## مسئلہ ۲۳ از کتاب Kuwose &amp; Ross

شکل زیر (شکل ۵-۱۵) را در نظر بگیرید.



## فصل نهم

## مسئلہ ۱ از کتاب Kuwose &amp; Ross

فرض کنید که سه سوئیچ دیارمنی در شکل فوق (شکل ۵-۱۵) با Hubها جای گزین شده‌اند. نرخ همه لینکها ۱۰۰Mbps می‌باشد. حال به سوالات مطرح شده در مسئله P23 پاسخ دهید.

$$\text{Throughput}_{\text{کل}} = (3+2) \times 100 \text{ Mbps} = 500 \text{ Mbps} = 0.5 \text{ Gbps}$$

تجھی لک

## فصل نهم

## مسئلہ ۱ از کتاب Kuwose &amp; Ross

فرض کنید تمام سوئیچ‌های در شکل فوق (شکل ۵-۱۵) با Hubها جای گزین شده‌اند. نرخ همه لینکها ۱۰۰Mbps می‌باشد. حال به سوالات مطرح شده در مسئله P23 پاسخ دهید.

$$\text{Throughput}_{\text{کل}} = 100 \text{ Mbps}$$

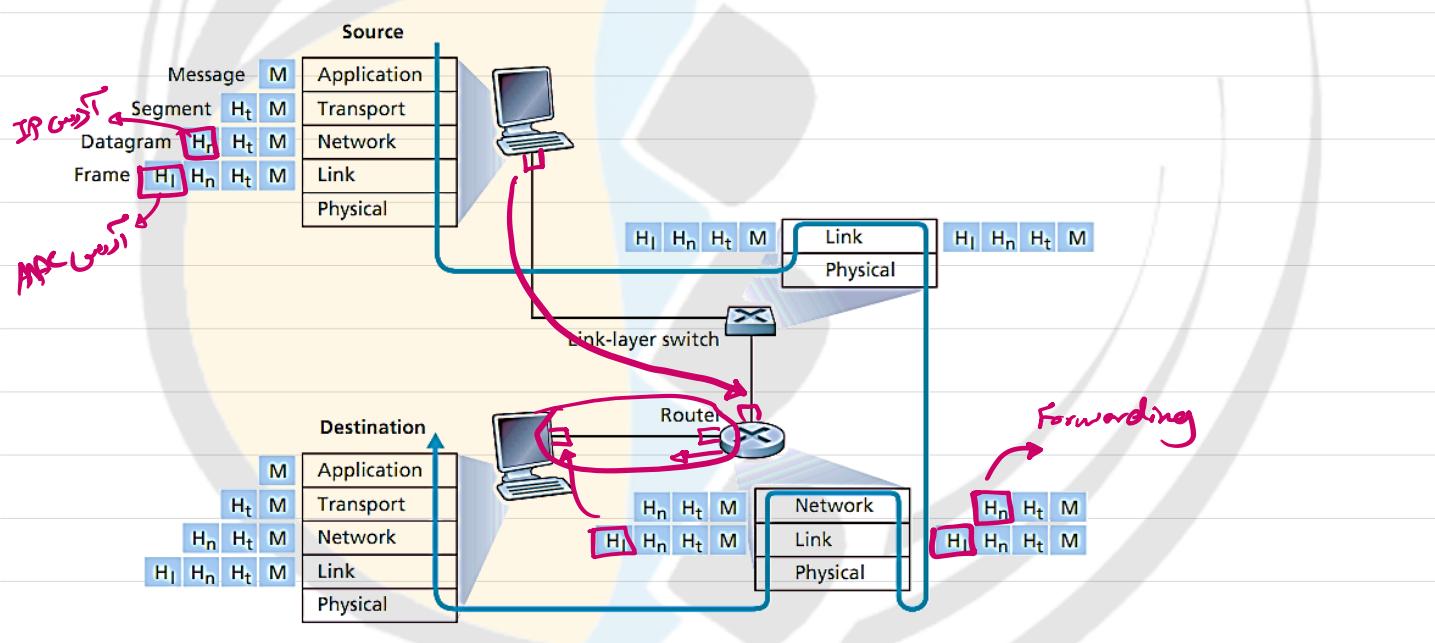
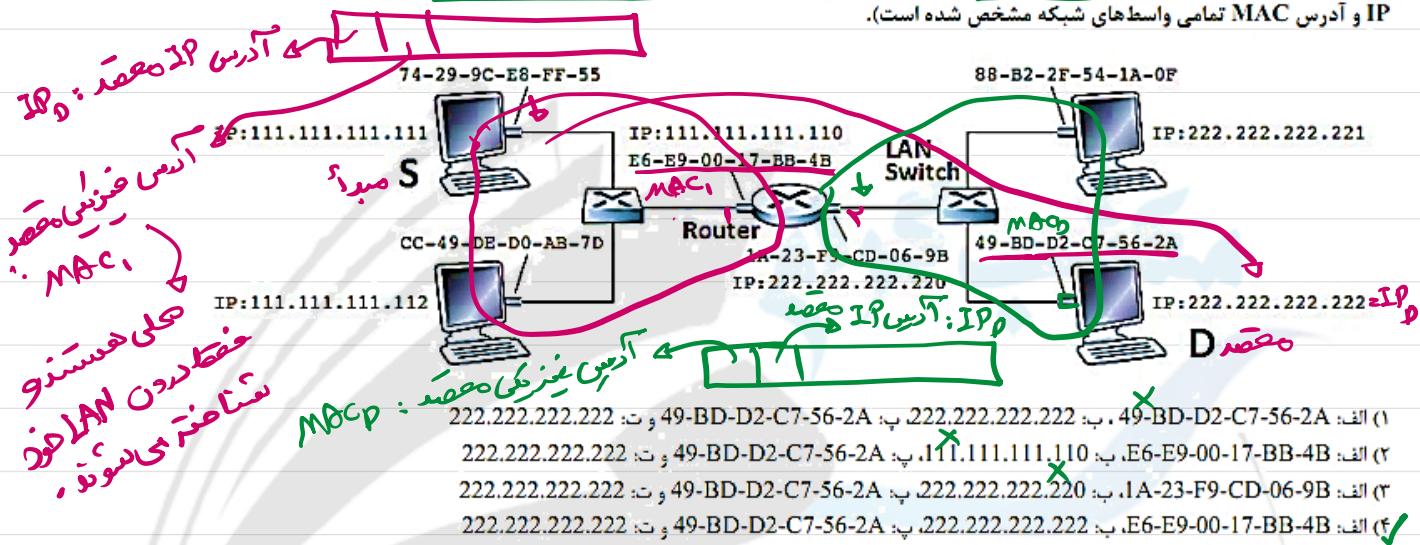
لہ بیٹی از اتنے تمرضیت نہیں توانا ارسال کرد (حروف ص�د و حبی میں سور)





## تالیفی خزانہ

۵-۵ توسط شبکه زیر شامل چهار سیستم انتهايی، يك مسیر ياب و دو سوچ LAN، بسته‌ای از سیستم انتهايی عباراً LAN است. (الف) آدرس فیزيکي مقصود و (ب) آدرس IP مقصود (درون Header اين بسته) در هنگام خروج اين بسته از سیستم انتهايی مبدأ D او سال می شود. (الف) آدرس فیزيکي مقصود و (ب) آدرس IP مقصود در هنگام خروجی اين بسته از رو تر به سمت سیستم انتهايی مقصود گدام است؟ (در شکل آدرس IP و آدرس MAC تمام واسطه ها، شکله مشخص شده است).

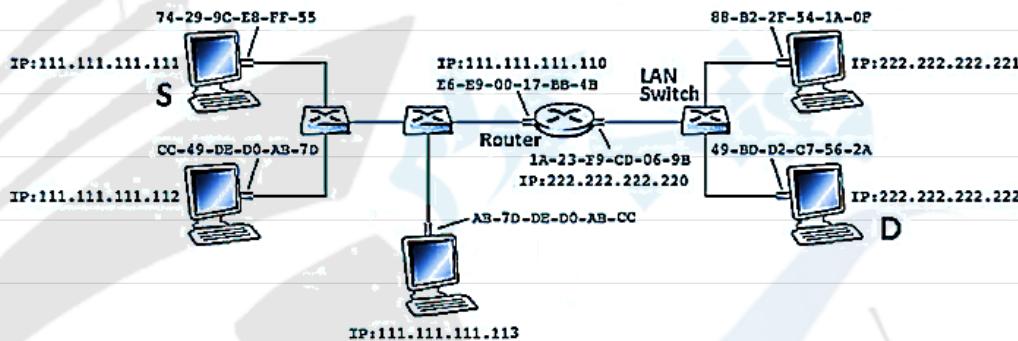




فصل نهم

## مثال متن از کتاب Ross & Kwose

شبکه زیر با چهار میزبان و یک مسیریاب که آدرس IP و آدرس MAC تمامی واسطه‌های آن‌ها مشخص شده است، را در نظر بگیرید. هم‌چنین سوئیچ لایه لینک نیز در شبکه وجود دارد. از ویژگی‌های سوئیچ‌های لایه لینک این است که آن‌ها از دید میزبان‌ها و مسیریاب‌های درون زیرشبکه خود **Transparent** هستند، یعنی یک میزبان یا مسیریاب، فریم‌ها را برای میزبان‌ها و مسیریاب‌های دیگر درون زیرشبکه آدرس دهی می‌کنند (به جای این که برای سوئیچ‌های لایه لینک آدرس دهی کنند) و آن‌ها از وجود این سوئیچ‌ها مطلع نیستند و نمی‌دانند که فریم‌ها آن‌ها توسط سوئیچ‌های لایه لینک دریافت شده و به سمت مقصد Forward می‌شوند.



**MAC Address** | Interface | Age

(الف) سوئیچ‌های لایه لینک دارای یک ویژگی شگفت‌انگیز به نام **خودآموزی** (Self-Learning) دارند که به این معنی است که جدول آن‌ها به صورت خودکار، پویا و خودگران (بدون هیچ دخالتی از адمن شبکه یا یک پروتکل پیکربندی) ساخته می‌شود. این قابلیت به صورت زیر انجام می‌شود:

۱) جدول سوئیچ در ابتدا خالی است.

۲) برای هر فریم وارد شونده به یک واسط ورودی، به‌ازای آدرس MAC مبدأ درون فریم و واسط ورودی یک entry در جدول Forwarding سوئیچ ایجاد می‌شود که به همراه آن‌ها زمان جاری، نیز نوشته می‌شود.

۳) اگر بعد از یک بازه زمانی مشخص (به نام Aging Time) به یک entry در جدول سوئیچ ارجاع نشود، آن از جدول حذف می‌شود.

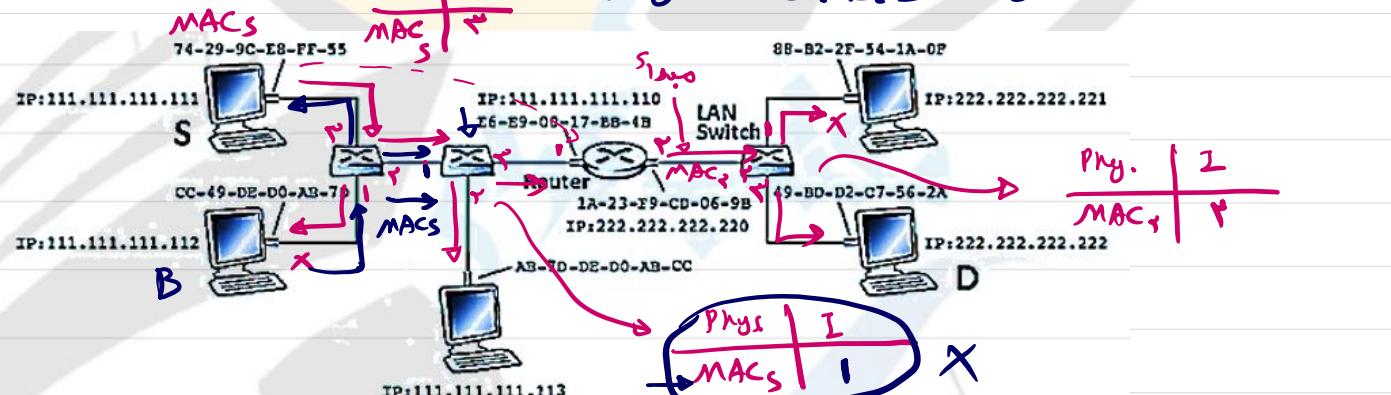
با فرض این که جدول تمامی سوئیچ‌های لایه لینک شبکه فوق خالی باشد، ارسال یک فریم از میزبان S به میزبان D باعث چه تغییراتی در همه سوئیچ‌های لایه لینک درون شبکه فوق می‌شود؟ چگونه آدرس MAC تمامی میزبان‌ها درون یک زیرشبکه در جدول Forwarding سوئیچ دارای یک entry هستند؟ اگر میزبان S از شبکه فوق جدا شود، entry مربوط به واسط این میزبان که درون سوئیچ‌های لایه لینک هستند، چه خواهد شد؟

(ب) **عملیات Filtering** (فلیتر کردن) یک سوئیچ لایه لینک به این صورت است که هنگامی که در جدول سوئیچ یک entry شامل یک آدرس MAC برابر DD-DD-DD-DD-DD\_hex متناظر با واسط خروجی I وجود دارد، اگر یک فریم از سمت واسط I وارد شود که دارای آدرس مقصد DD-DD-DD-DD-DD\_hex باشد، نیازی به Forward کردن آن فریم نیست و آن فریم دور ریخته (فلیتر) می‌شود. یک مثال از عملیات ارسال یک فریم در شبکه فوق بزیند که عملیات Filtering سوئیچ لایه لینک برای آن فریم انجام شود. اگر صیزبان B بیان بزی کار ارسان نکند

بعد از سیر کی سزن Aging Time  
هزار خواهند شد.

میزبان هم میزبان هم ایام ارسان نکند.

پس از اینکه میزبان B بیان بزی کار ارسان نکند

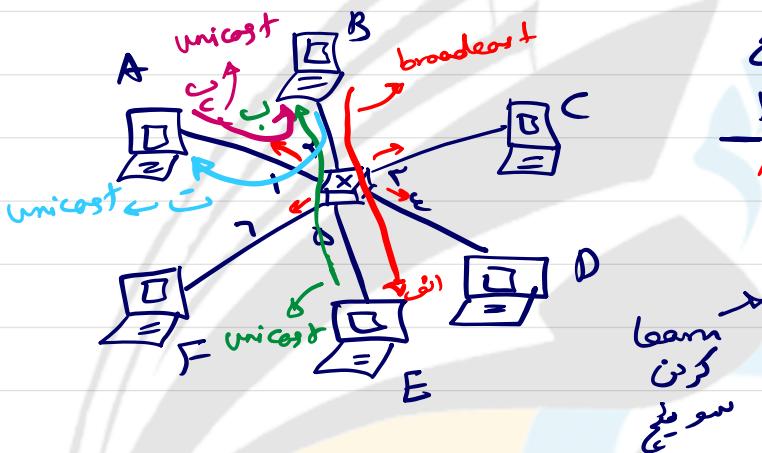




## فصل بیست و سوم

### Kurose & Ross P26 از کتاب

P26 عملکرد یک سوئیچ یادگیرنده (Learning Switch) را در شبکه‌ای که در آن ۶ گره (که با حروف A تا F) برچسب خورده‌اند) به صورت سفارشی به یک سوئیچ Ethernet متصل شده‌اند، در نظر بگیرید. فرض کنید که (الف) گره B یک فریم به گره E ارسال می‌کند، (ب) گره E با یک فریم به گره B پاسخ می‌دهد، (پ) گره A فریمی به گره B ارسال می‌کند، (ت) گره B با یک فریم به گره A پاسخ می‌دهد. جدول سوئیچ در ابتدا خالی است. وضعیت جدول سوئیچ را قبل و بعد از هر یک از این رخدادها نشان دهید. برای هر یک از این رخدادها، لینکی (یا لینک‌هایی) را که فریم ارسالی روی آن Forward می‌شود، را مشخص کنید و پاسخ خود را به طور مختصر توجیه کنید.



### میز سوئیچ Forwarding

Phys. Addr.	Interface
MAC_B	2
MAC_E	3
MAC_A	1

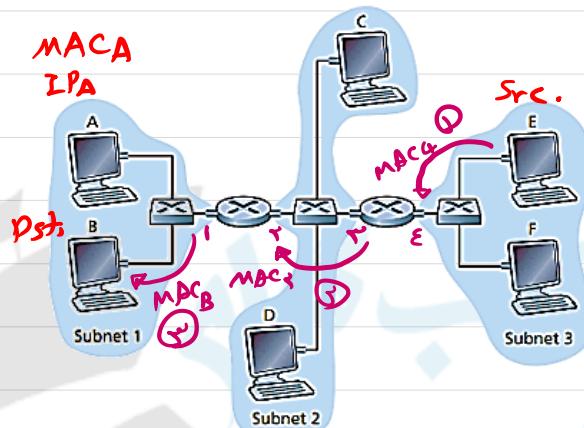
سوئیچ  
لرن کرن



فصل بیست و پنجم

## مسئلہ ۱۷ از کتاب Kuwose &amp; Ross

P14 LAN کے توسط دو مسیریاب به یکدیگر متصل شده‌اند (interconnected) را همان طور در شکل زیر (شکل ۳۳-۵) نشان داده شده است، در نظر بگیرید.



~~کرس ۱۹ گذاشت~~

(a) به تمام واسطه‌ها آدرس IP اختصاص نهید. برای زیرشبکه ۱ از آدرس‌های فرم ۱۹۲.۱۶۸.۱.xxx و برای زیرشبکه ۲ از آدرس‌های فرم ۱۹۲.۱۶۸.۲.xxx و برای زیرشبکه ۳ از آدرس‌های فرم ۱۹۲.۱۶۸.۳.xxx استفاده کنید.

~~ب) به تمام آدپتورها آدرس‌های MAC اختصاص نهید.~~

(b) ارسال یک دیتاگرام IP از میزبان E به میزبان B را در نظر بگیرید. فرض کنید همه جدول‌های ARP به روز (update) هستند، تمامی گام‌ها را بر شمارید (همان‌طور که برای مثال تک مسیریاب بخش ۴-۵ انجام شده است).

(c) حال با فرض این که جدول ARP در میزبان فرستنده خالی است (و جدول‌های دیگر به روز هستند)، قسمت پ تکرار کنید.

که ابتدا وستنده بکی ARP Query برای آدرس IP ارسال می‌کند که آدیسون یعنی صربط بروز رسانی کن رامی تهدو آدرس MAC خود می‌دهو.

T.me/jfarzammehr # فرزام

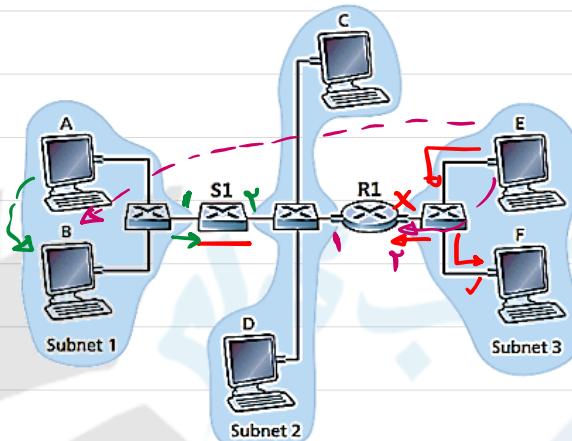
jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



## فصل پنجم

### مسئلہ P15 از کتاب Kurose & Ross

P15 شکل زیر (شکل ۵-۳۳) را در نظر بگیرید. حال مسیریاب بین زیرشبکه ۱ و ۲ را با سوئیچ S1 جای گزین می‌کنیم و مسیریاب بین دو زیرشبکه ۲ و ۳ را با R1 برچسب می‌زنیم.



(الف) ارسال یک دیتاگرام IP را از میزبان E به میزبان F را در نظر بگیرید. آیا میزبان E از مسیریاب R1 درخواست می‌کند تا برای Forward کردن این دیتاگرام کمک کند؟ چرا؟ درون فریم Ethernet دربرگیرنده این دیتاگرام IP، آدرس‌های IP، MAC مبدأ و مقصد چه می‌باشند؟

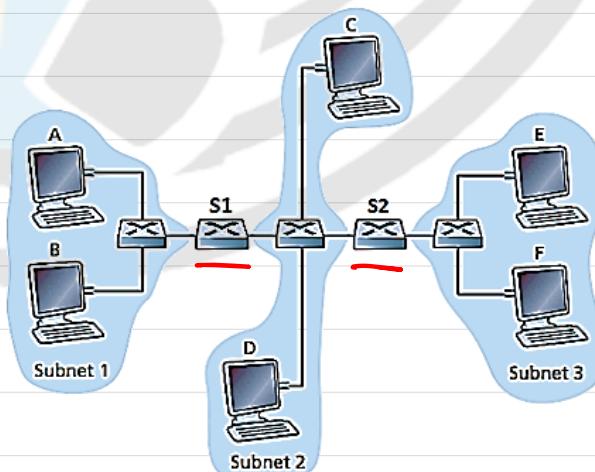
(ب) فرض کنید که میزبان E می‌خواهد یک دیتاگرام IP به میزبان B ارسال کند و فرض کنید که ARP Cache میزبان E شامل آدرس MAC میزبان B نمی‌باشد. آیا میزبان E یک ARP Query برای پیدا کردن آدرس MAC میزبان B ایجاد می‌کند؟ چرا؟ در فریم Ethernet (دربرگیرنده دیتاگرام IP) به سمت مقصد (B) که به مسیریاب R1 تحولی داده شده است، آدرس‌های IP و MAC مبدأ و مقصد چه می‌باشند؟

(پ) فرض کنید میزبان A می‌خواهد یک دیتاگرام IP به میزبان B ارسال کند و هم ARP Cache میزبان A حاوی آدرس MAC میزبان B نبوده و هم ARP Cache میزبان B حاوی آدرس MAC میزبان A نمی‌باشد. به علاوه فرض کنید که جدول Forwarding سویچ S1 حاوی entry فقط برای میزبان B و مسیریاب R1 است. بنابراین، میزبان A یک پیام درخواست ARP را broadcast کرد. وقتی که سویچ S1 این پیام درخواست ARP دریافت کند، چه عملیاتی را انجام خواهد داد؟ آیا مسیریاب R1 نیز این پیام درخواست ARP را دریافت خواهد کرد؟ اگر بله، آیا R1 این پیام را به Forward کرده و وقتی که میزبان B این پیام درخواست ARP را دریافت کند، آن یک پیام پاسخ ARP به میزبان A برمی‌گرداند. اما آیا میزبان B یک پیام ARP Query برای طلب کردن آدرس MAC میزبان A ارسال می‌کند؟ چرا؟ وقتی که سویچ S1 یک پیام پاسخ ARP از میزبان B دریافت کند، چه کاری انجام خواهد داد؟

حیره، حیره! آیا میزبان A در صرکشی معنی ARP Query وجود دارد.

(ج) مسئله پیشین (P15) را در نظر بگیرید، اما حالا فرض کنید که مسیریاب بین زیرشبکه‌های ۲ و ۳ با یک سوئیچ جای گزین شده است. قسمت‌های الف-پ در مسئله پیشین را با این موارد جدید پاسخ دهید.

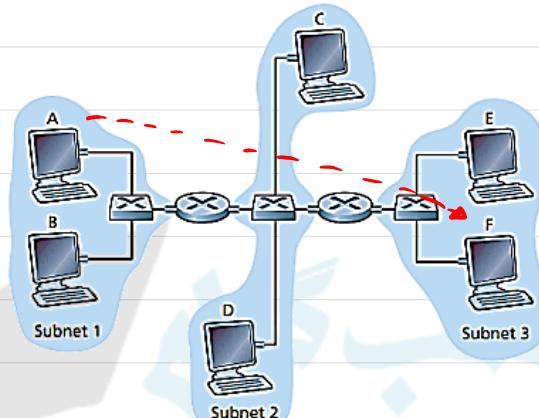
لطفاً لطفاً





## فصل بیست و یکم مسئلہ P21 از کتاب Kurose & Ross

شکل زیر (شکل ۳۳-۵ در مسئله P14) را در نظر بگیرید.

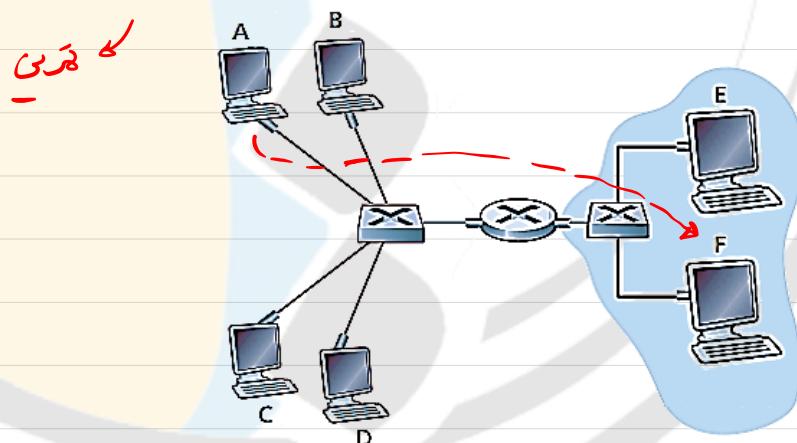


آدرس‌های MAC و آدرس‌های IP را برای واسطه‌های میزبان A، هر دو مسیریاب و میزبان F ارائه دهید. فرض کنید میزبان A یک دیتاگرام به سمت میزبان F می‌فرستد. وقتی که فرمی که این دیتاگرام IP را کپسوله کرده (الف) از میزبان A به مسیریاب سمت چپ می‌رود، (ب) از مسیریاب سمت راست می‌رود، (پ) از مسیریاب سمت راست به میزبان F می‌رود، آدرس‌های MAC مبدأ و مقصد درون این فریم را ارائه دهید. همچنین آدرس‌های IP مبدأ و مقصد دورن دیتاگرام IP کپسوله شده در این فریم را در هر کدام از این لحظات از زمان ارائه دهید.

لکه همچی

## فصل بیست و یکم مسئلہ P22 از کتاب Kurose & Ross

حال فرض کنید که سمت چپ‌ترین مسیریاب در شکل زیر (شکل ۳۳-۵) با یک سوئیچ جای‌گزین شده است.



میزبان‌های A، B، C، D و مسیریاب سمت راست همگی به صورت ستاره (Star) به این سوئیچ متصل شده‌اند. آدرس‌های MAC و آدرس‌های IP را برای واسطه‌های میزبان A، هر دو مسیریاب و میزبان F ارائه دهید. فرض کنید میزبان A یک دیتاگرام به سمت میزبان F می‌فرستد. وقتی که فرمی که این دیتاگرام IP را کپسوله کرده (الف) از میزبان A به سوئیچ سمت چپ می‌رود، (ب) از سوئیچ سمت چپ به مسیریاب سمت راست می‌رود، (پ) از مسیریاب سمت راست به میزبان F می‌رود، آدرس‌های MAC مبدأ و مقصد درون این فریم را ارائه دهید. همچنین آدرس‌های IP مبدأ و مقصد دورن دیتاگرام IP کپسوله شده در این فریم را در هر کدام از این لحظات از زمان ارائه دهید.

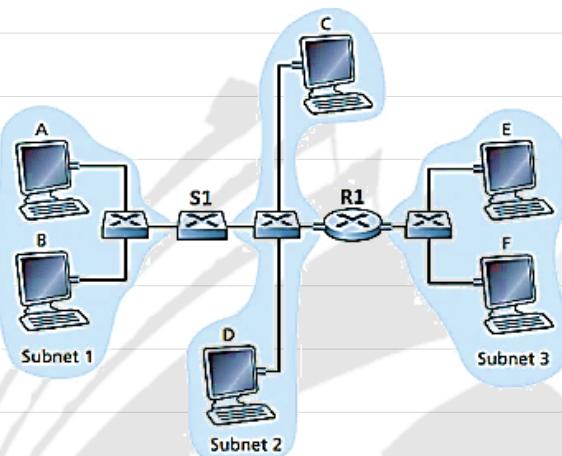




## مالیعی خزان

۶- شبکه مقابل را در نظر بگیرید. میزبان A در حال ارسال یک پسته دیتاگرام IP به میزبان B باشد و جداول ARP مربوط به واسطهای میزبان‌های A و B خالی می‌باشند. در جدول سوئیچ SI فقط مدخل‌های مربوط به روتر R1 وجود دارد. اگر میزبان A یک ARP Query برای یافتن آدرس MAC مربوط به آدرس IP میزبان B را در زیرشکن خود Broadcast کند، چه تعداد از گزاره‌های زیر صحیح است؟

که نمی‌توان



(الف) سوئیچ SI با دریافت این ARP Query، این پیام را از طریق همه واسطهای خود Broadcast می‌کند.

(ب) سوئیچ SI با دریافت این ARP Query، یک مدخل برای میزبان A در جدول Forwarding خود ایجاد کرده و مشخص می‌کند که میزبان A در زیرشکن ۱ قرار دارد.

(پ) روتر R1 این ARP Query را دریافت می‌کند و ای آن رابه درون زیرشکن ۳ Forward نمی‌کند.

(ت) وقتی سوئیچ S1، پیام پاسخ ARP مربوط به ARP Query را دریافت می‌کند (که توسط میزبان B ارسال شده است)، یک مدخل برای میزبان B در جدول Forwarding خود ایجاد می‌کند و این پیام رابه سمت میزبان A ارسال می‌کند (چون قبل از مدخل مربوط به میزبان A را به جدول Forwarding خود اضافه کرده است).

(۴) چهار

(۳) سه

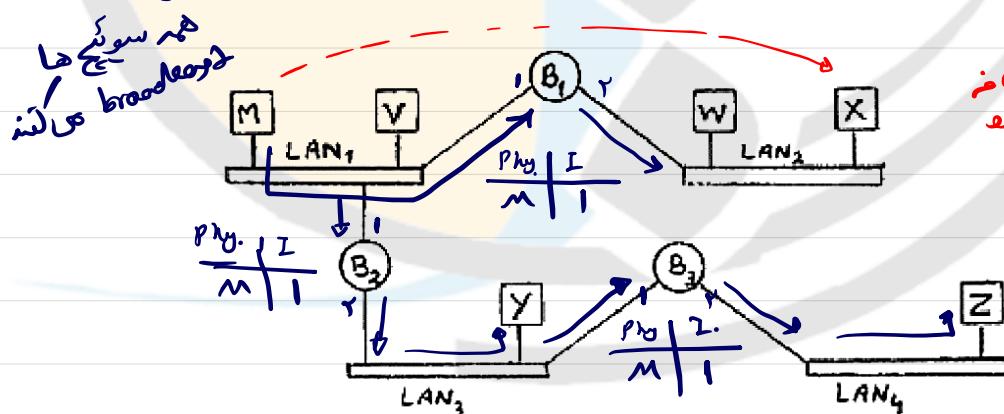
(۲) دو

(۱) یک

switch

پردازش

-۷ شبکه زیر را که در آن  $B_1, B_2, B_3$  سه عدد Bridge و  $Z, Y, X, W, V, M$  میزبان‌ها در این شبکه هستند. فرض کنید جداول ARP تمام میزبان‌ها خالی است، میزبان M یک پسته IP به X ارسال می‌کند. پس از ارسال این پسته آدرس MAC میزبان  $B_1$  در جدول MAC کدام Bridge‌ها قرار می‌گیرد؟ (فرض کنید که جدول MAC کلیه Bridge‌ها در ابتدای امر خالی هستند).



MIX  
میزبانها خاصه

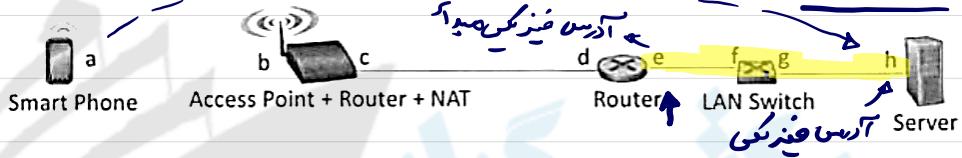
B1 (۱) ✗  
B2, B1 (۲) ✗  
B2, B3 (۳) ✗  
B3, B2, B1 (۴) ✅





IT9V

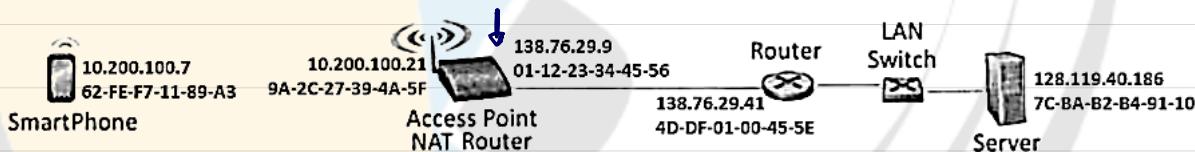
- شبکه داده شده را در نظر بگیرید. یک دستگاه گوشی هوشمند که با a مشخص شده است، با استفاده از ارتباط wifi به یک access point متصل است. درون access point یک مسیریاب و یک (Network Address Translation) NAT وجود دارد. در شکل حروف a, b, c, ..., h را مشاهده می‌کنید. این حروف اینترفیس ادوات موجود در این شبکه است. بسته‌ای که از اینترفیس a عازم اینترفیس h است را در نظر بگیرید. این بسته هنگام خروج از اینترفیس c به ترتیب از راست به چپ آدرس فیزیکی مبدأ و مقصد آن گدام است؟



- (۱) آدرس فیزیکی اینترفیس a - آدرس فیزیکی اینترفیس h
- (۲) آدرس فیزیکی اینترفیس e - آدرس فیزیکی اینترفیس h
- (۳) آدرس فیزیکی اینترفیس d - آدرس فیزیکی اینترفیس e
- (۴) آدرس فیزیکی اینترفیس c - آدرس فیزیکی اینترفیس h

## تا لینی قزام

- در شبکه زیر، بسته‌ای از تلفن همراه هوشمند (مبدأ ارتباط) با واسط شبکه (Network Interface) دارای آدرس IP برابر 10.200.100.7 و آدرس MAC برابر 62-FE-F7-11-89-A3 به سمت سرور (مقصد ارتباط) با واسط شبکه داریا آدرس IP برابر 10.200.100.21 و آدرس MAC برابر 9A-2C-27-39-4A-5F ارسال می‌شود و از مسیری که در شکل زیر نشان داده شده است عبور می‌کند:



الف) آدرس IP مبدأ و ب) آدرس MAC مقصد درون Header این بسته هنگام خروج از Access Point دارای (Network Address Translation) NAT-Enabled Router به سمت سرور (هنگام خروج از واسط شبکه دارای آدرس IP برابر 138.76.29.9 و آدرس MAC برابر 01-12-23-34-45-56) کدام است؟

ل) حتمل هل شده است.

(۱) الف: 138.76.29.9 و ب: 10.200.000.21

(۲) الف: 138.76.29.9 و ب: 7C-BA-B2-B4-91-10

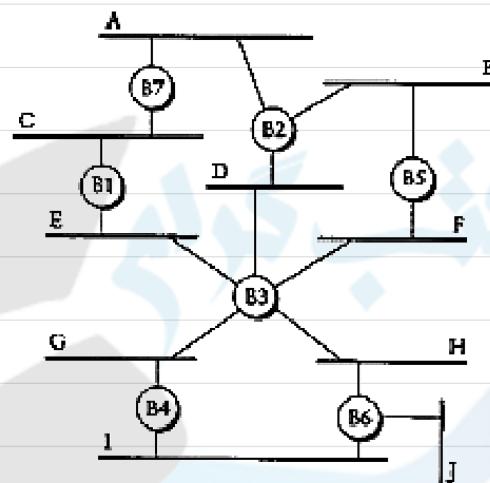
(۳) الف: 4D-DF-01-00-45-5E و ب: 10.200.000.21

(۴) الف: 138.76.29.9 و ب: 7C-BA-B2-B4-91-10



PWD IT 91

۴۴- در شکل ذیر گدام پورت ها تو سط الگوریتم درخت فراگیر (Spanning tree) انتخاب نمی شوند. فرض کنید در مواردی که دو انتخاب وجود دارد همواره برعیج با id کوچکتر، انتخاب می شود.

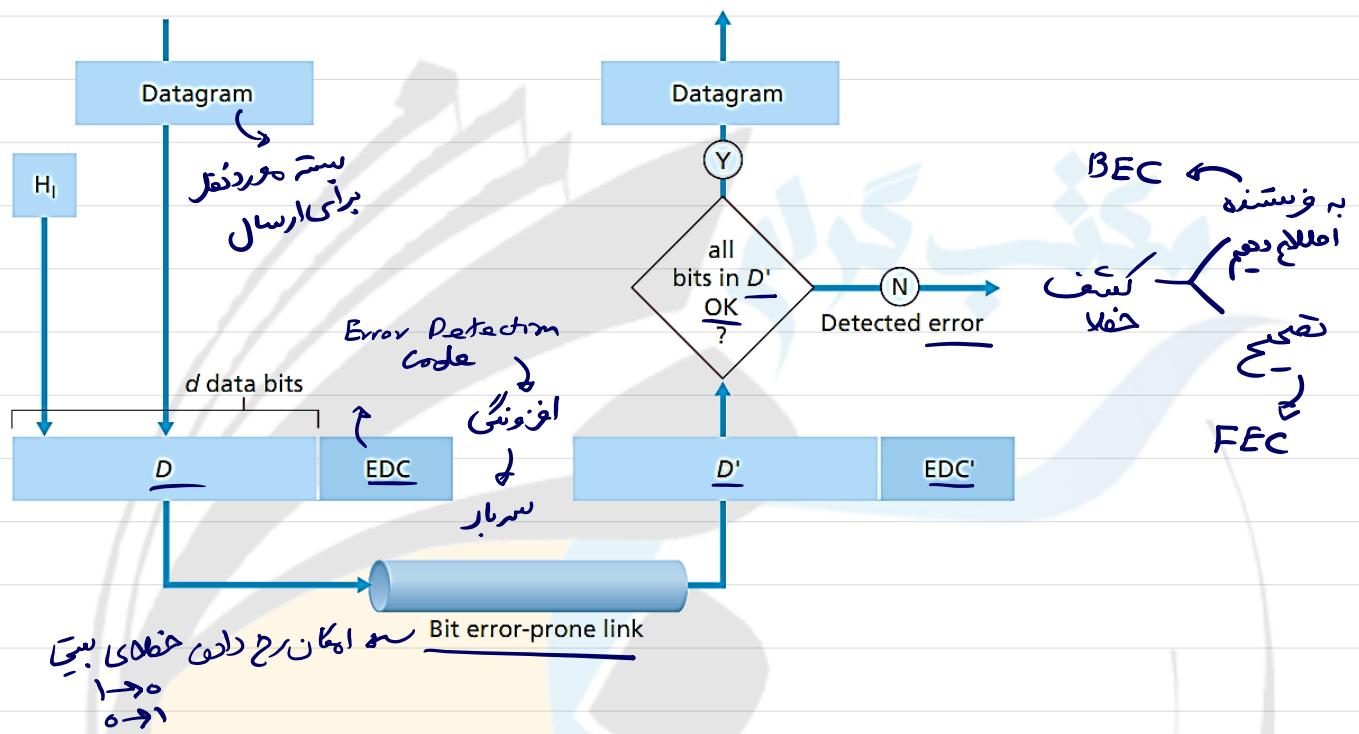


- (۱) همه پورت های B5 و یک پورت B2 و یک پورت B6
- (۲) یک پورت B4 و یک پورت B2
- (۳) همه پورت های B4 و دو پورت B2
- (۴) یک پورت B4 و دو پورت B2



## Error Detection & Correction (EDC) میں رونی لکھ و نہ لکھ

## کنترل خطای Error Control



The diagram illustrates the following relationships:

- Even** and **Odd** parity are shown at the top left.
- A large arrow points from these terms towards the right.
- To the right of the arrow, the text **1-bit Parity Checksum** is written vertically.
- Below the arrow, the text **CRC** is written vertically.
- At the bottom, there are two lines of text in Arabic:
  - On the left: "وتعدي (تصحيح يبي بي خطا)"
  - On the right: "Parity Checksum (تصحيح يبي بي خطا)"

BEC

Backward Error Control  
اخطاء بخوبی و ارسال مجدد

Forward Error Control  
قابلیت لستن و تصحیح



فصل بیست و پنجم

# Kurose & Ross کتاب پی نسخہ

کمل میک های در بیت های ارسالی زوج  
نامعده، دوش، توانان نوچه مورد

P1 فرض کنید محتوای اطلاعاتی یک بسته الگوی بیتی 1101 1001 0110 1110 می‌باشد و یک روش توازن زوج مورد استفاده قرار می‌گیرد. مقدار فیلدهای شامل بیتهای توازن است، برای یک روش توازن دو بعدی چقدر خواهد بود؟ پاسخ شما باقیستی به گونه‌ای باشد که کمترین طول فیلد EDC استفاده شده باشد.



$$\begin{array}{r}
 \xrightarrow{\downarrow} \\
 \begin{array}{r}
 \begin{array}{c|ccccc}
 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\
 & 1 & 0 & 0 & 1 & & 1 & 1 & 0 & 1 \\
 \hline
 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\
 & & & & & & & & 1 \\
 \end{array}
 \end{array}
 \end{array}$$

1	1	1	0	1	1
0	1	1	0	0	0
1	0	0	1	0	0
1	1	0	1	1	1
1	1	0	0	0	0

فصل پنجم

## مسئلہ ۱ Kurase & Ross کا مسئلہ

P2 نشان دهید که وارسی‌های توازن دو بعده می‌تواند یک خطابیت واحد را کشف و تصحیح کند (مثالی غیر از مثال در شکل ۵-۵ ارائه دهید). یک خطاب جفت بیتی (double-bit) نشان دهید (مثالی ارائه دهید) که می‌تواند کشف شود اما تصحیح نمی‌شود.

	1	1
Erray	0	1
	0	1
	1	0
	0	0
	1	1
	1	1
	1	0
	1	1
	1	1

1	1	1	0		1	1
1	0	1	0		0	0
1	0	0	1		0	0
1	1	0	1		1	1
1	1	1	0	0		
+	+	+	0	0		

CERT

۲۵- در یک ماتریس دو بعدی با بیت‌های توازن دو بعدی با ۴ سطر و ۲ ستون، با فرض وقوع همزمان چهار خطأ، احتمال کشف نشدن خطأ چقدر است؟

even Party

$$\begin{array}{r|l}
 \begin{array}{rr}
 0 & 0 \\
 1 & 0 \\
 1 & 0 \\
 \hline
 1 & 1
 \end{array} &
 \begin{array}{r}
 1 \\
 0 \\
 0 \\
 1 \\
 \hline
 0
 \end{array}
 \end{array}$$

0	1	0	1	1
0	0	0	0	0
1	1	0	0	0
0	1	0	1	1
<hr/>				
1	1	0	0	

( 116 9 )

$$\Pr\left(\frac{\text{عمر} \leq \text{العمر}}{\text{جنس}}\right) = \frac{\binom{r}{2} \binom{\varepsilon}{2}}{\binom{r+\varepsilon}{2}} = \frac{\cancel{r} \times \cancel{r-1}}{\cancel{1} \times \cancel{1} \times \cancel{\varepsilon} \times \cancel{\varepsilon-1}} = \frac{1}{\frac{\varepsilon}{2}}$$

در صورت حفل احیل کسی نیست که رئوس حفلات به صورت  
رئوس بگستاخاند یا شنیده



### فصل سوم

## مسئلہ P3 از کتاب Kurose & Ross

P3 پروتکل‌های UDP و TCP از مکمل 1 برای Checksum هایشان استفاده می‌کنند. فرض کنید سه بایت (A بیت) در ادامه را اختیار دارید: 01100110، 01100101 و 01110100. مکمل 1 مجموع این بایت‌ها چیست؟ (توجه کنید که اگرچه UDP و TCP از کلمات 16 بیتی در محاسبات Checksum استفاده می‌کنند، اما برای این مسئله، از شما خواسته شده است که حاصل جمع‌ها را بایتی (A بیتی) در نظر بگیرید). تمام مراحل کار را نشان دهید. چرا این گونه است که مکمل 1 مجموع را می‌غیرد، یعنی چرا عیناً از خود مجموع استفاده نمی‌کند؟ با روش مکمل 1، چطور گیرنده خطاهای را کشف می‌کند؟ آیا ممکن است که یک خطای یک بیتی کشف نشده باقی ماند؟ خطای دو بیتی چطور؟

**ممکن است لعنت شود.**

**حین، حین هیچ حاصل جمع تغییر می‌کند**  $A \oplus A = 0$

$$\begin{array}{r}
 01100110 \\
 + 01100101 \\
 \hline
 11000011
 \end{array}$$

is Compl.

$$\begin{array}{r}
 01100110 \\
 + 01100101 \\
 \hline
 11000011
 \end{array}$$

Checksum

$$\begin{array}{r}
 11010001 \\
 + 11010001 \\
 \hline
 11111111
 \end{array}$$

بایت موقت که خلاصه

### فصل سوم

## مسئلہ P5 از کتاب Kurose & Ross

P5 فرض کنید که گیرنده UDP Internet Checksum را برای سگمنت UDP دریافتی محاسبه کرده و می‌فهمد که این مقدار با مقداری که حمل شده در فیلد Checksum مطابقت (Match) دارد. آیا گیرنده می‌تواند کاملاً مطمئن باشد که هیچ خطای بیتی بیتی رخ نداده است؟ توضیح دهید.

**حین، ب طور کل هیچ روشیست**

**خطای وجد ندارد که هر نوع و هر قدری**

**از خلاصی بیت‌ها را تغییر دهد. که هر وسیل کسری دلایی دارد**

**از خلاصی بیت‌ها را تغییر دهد. که هر وسیل کسری دلایی دارد**

### فصل سوم

## مسئلہ R4 از کتاب Kurose & Ross

R4. الف) فرض کنید که دو بایت در ادامه را اختیار دارید: 01011100 و 01100101. مکمل 1 مجموع این دو بایت چیست؟

**کمترین**

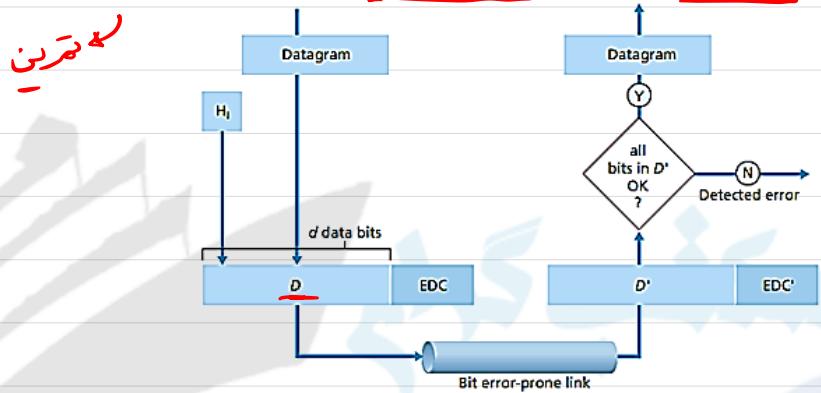
**معنی**

ب) فرض کنید که دو بایت در ادامه را اختیار دارید: 11011010 و 01100101. مکمل 1 مجموع این دو بایت چیست؟

پ) برای بایت‌های بخش (الف)، مثالی بزنید که در آن، یک بیت در هر کدام از این ۲ بایت تغییر کند (Flipped) ولی همچنان مکمل 1 تغییری نکند.



فرض کنید بخش اطلاعات یک بسته (D) در شکل ۳-۵ حاوی ۱۰ بایت که شامل نمایش کد ASCII دودویی بدون علامت ۸ بیتی از رشته "Networking" می‌باشد. مقدار Checksum اینترنت را برای این داده‌ها محاسبه کنید.

b<sub>1</sub>=0

USASCII code chart

		0_0	0_1	0_0	0_1	1_0	1_0	1_0	1_1
		0	1	2	3	4	5	6	7
		NUL	DLE	SP	0	@	P	'	P
b <sub>7</sub>	b <sub>6</sub>	b <sub>5</sub>	b <sub>4</sub>	b <sub>3</sub>	b <sub>2</sub>	b <sub>1</sub>	b <sub>0</sub>		
0	0	0	0	0	1	1	0	0	1
0	0	0	1	1	0	1	0	1	0
0	0	1	0	2	STX	DC2	*	2	B
0	0	1	1	3	ETX	DC3	#	3	C
0	1	0	0	4	EOT	DC4	\$	4	D
0	1	0	1	5	ENQ	NAK	%	5	E
0	1	1	0	6	ACK	SYN	8	6	F
0	1	1	1	7	BEL	ETB	'	7	G
1	0	0	0	8	BS	CAN	(	8	H
1	0	0	1	9	HT	EM	)	9	I
1	0	1	0	10	LF	SUB	*	:	J
1	0	1	1	11	VT	ESC	+	;	Z
1	1	0	0	12	FF	FS	.	<	j
1	1	0	1	13	CR	GS	-	=	z
1	1	1	0	14	SO	RS	.	>	~
1	1	1	1	15	S1	US	/	?	DEL

b<sub>1</sub>=0  
1110100
فصل پنجم  
مسئلہ P4 از کتاب Kuose & Ross

P4. مسئله پیشین (P3) را در نظر بگیرید، اما در عوض فرض کنید که این ۱۰ بایت شامل موارد زیر می‌باشد:

کل همین

الف) نمایش دودویی اعداد بین ۱ تا ۱۰.

ب) نمایش کد ASCII حروف (بزرگ) B تا K

پ) نمایش ASCII حروف (کوچک) b تا k

مقدارChecksum اینترنت را برای این داده‌ها محاسبه کنید.

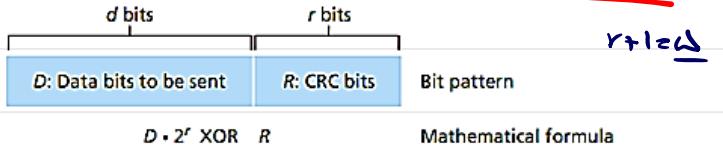
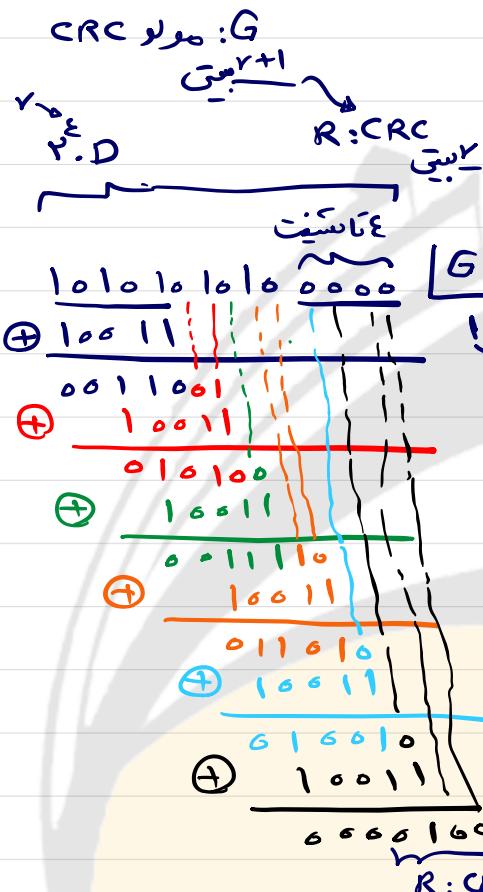


فرزام#

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



+3 ④

P5 مولڈ ۵ بیتی  $G = 10011$  را در نظر بگیرید و فرض کنید که D دارای مقدار 1010101010 باشد. مقدار R چیست؟

$$\begin{array}{r} 101010101010 \\ \oplus 10011 \\ \hline 00111001010 \end{array}$$

$\underbrace{\quad\quad\quad}_{n=2}$

$\underbrace{\quad\quad\quad}_{G: 10011}$

$\underbrace{\quad\quad\quad}_{R: 10011}$

$\underbrace{\quad\quad\quad}_{D + 2^r \text{ XOR } R}$

$= nG$

برای G بینشید  
است.

دانه ارسانی: ۱۰۱۰۱۰۱۰۱۰

دیگر داده ها  
بیتی داده ها

جزوی  
بینشید

در گیرنده  $D + R$  برای G تفکیس شد و اگر باعث آنده صورت نداشت، یعنی خطا رخ نداده و اگر غیر صورت نداشت خطا رخ داده است.

فصل پنجم  
مسئلہ P6 از کتاب Kuwose & Ross

P6 مسئله پیشین (P5) را در نظر بگیرید، اما فرض کنید که D دارای مقادیر زیر است:

کے ترتیب

الف) 1001010101

ب) 0101101010

پ) 1010100000





## فصل پنجم

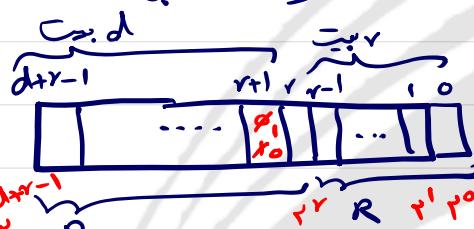
### مسئلہ PF از کتاب Kuwose & Ross

P7 در این مسئله، برخی از ویژگی‌های CRC را مورد کاوش قرار می‌دهیم. برای مولود G (۱۰۰۱) داده شده در بخش ۵ ۲-۳، به سوالات در ادامه پاسخ دهید.

(الف) چرا این روش می‌تواند هر خطای یک بیتی واحد داده‌های D را کشف کند؟  
 (ب) آیا G در بالا می‌تواند هر تعداد فرد از خطاهای بیتی را کشف کند؟ چرا؟

- نتیجه:

اگر مولود CRC (G) دارای حداقل ۲ بیتی باشد، همچنان حفظ اسیبی قابل سبق است.



$$D \oplus G = R \Rightarrow D = D \oplus R$$

$$0 \leq i \leq d+r-1$$

$$D = D \oplus R \Leftrightarrow D = D + R \quad \text{زوج تنسیم بر } G$$

$$\Rightarrow \begin{cases} +2^i \neq 0 \\ k \in \mathbb{Z} \end{cases}$$

$$-2^i = \frac{9-2^i}{9} = 1 - \frac{2^i}{9} \notin \mathbb{Z}$$

بر ۹ نسبتی بجزیر نیست.

پس در دو هر حالت باعتماد داده دریافتی عین صورت حفظ شده

بعد و حفظ قابل مستحکمی است.

$$G = \boxed{1 \dots 1 \dots 0} \Rightarrow G = 2^0 + 2^k = 2^k(2^{j-k} + 1)$$

عمل خرد

بر ۶ نسبتی بجزیر مزوج  $2^i \oplus D \oplus R$  نیست.  
 مزوج  $2^i \oplus D \oplus R$  بجزیر  $G$  نسبتی بجزیر نیست.

(نکته)

غورت بیست  $\Rightarrow$  اگر  $2^i$  بجزیر تر  
 سربار رفته باشد



PhD Net ۹۸

-۲۵ اگر در یک سیستم تشخیص خطای CRC، چند جمله‌ای مولد  $g = 11011$  را داشته باشیم و بخواهیم داده  $m = 011111101101$  را ارسال کنیم، چه داده‌ای در نهایت در شبکه ارسال می‌شود؟ (بیت سمت راست کم ارزش‌ترین و بسته بیت است)

$$\begin{array}{c}
 \text{مکتبگرام} \\
 \text{CRC} \\
 \hline
 \begin{array}{r}
 011111101101 \\
 \oplus 11011 \\
 \hline
 0010010 \\
 \oplus 11011 \\
 \hline
 010010 \\
 \end{array}
 \end{array}$$

$R: CRC$

$\Rightarrow$  داده : ارسانی

PhD IT97

-۲۰ اگر در یک سیستم تشخیص خطای CRC، چند جمله‌ای مولد  $g = 110011$  را داشته باشیم و بخواهیم داده

$m = 1110001111$  را ارسال کنیم، چه داده‌ای در نهایت در شبکه ارسال می‌شود؟

(بیت سمت راست کم ارزش‌ترین و بسته بیت سمت چپ پرازش‌ترین بیت است)

$$d = 1110001111010$$

$$d = 1110001111011$$

$$d = 1110001111111$$

$$d = 1110001110110$$

محض هر دو  
 $G(x) = 1x^4 + 1x^3 + 1x^2 + 1x + 1$

$G(x) = 1x^4 + 1x^3 + 1x^2 + 1x + 1$



فرزام#

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



CE91

-۱۷- فرستنده‌ای پیام‌هایی را به گمک کد می‌کند و پیام‌های زیر توسط گیرنده دریافت می‌شود. گدام یک از گزینه‌های زیر دارای خطاهای بیت است؟

۱) ۱۱۰۱۱۱۰۱

۲) ۱۰۱۱۰۱۰۱

۳) ۰۱۰۰۱۰۱۱

۴) ۰۰۱۱۰۱۱۰

بررسی کنیم

$$\begin{array}{r}
 \text{CRC} \\
 \text{-----} \\
 \text{۰۱۰۰۱۰۱۱} \\
 + \text{۱۱۰۱} \\
 \hline
 \text{۰۱۰۰۰} \\
 - \oplus \text{۱۱۰۱} \\
 \hline
 \text{۰۱۰۱} \\
 \oplus \text{۱۱۰۱} \\
 \hline
 \text{۰۱۱۰} \\
 \oplus \text{۱۱۰۱} \\
 \hline
 \text{۰۱۱۱} \\
 \oplus \text{۱۱۰۱} \\
 \hline
 \text{۰۱۱۰}
 \end{array}$$

$$\begin{array}{r}
 \text{CRC} \\
 \text{-----} \\
 \text{۰۰۱۱۰۱۱۰} \\
 + \text{۱۱۰۱} \\
 \hline
 \text{۰۰۱۱۰} \\
 - \oplus \text{۱۱۰۱} \\
 \hline
 \text{۰۰۰۱} \\
 \oplus \text{۱۱۰۱} \\
 \hline
 \text{۰۰۰۰}
 \end{array}$$

خطا در  
در.

خطاهای دار

Cyclic  
code  
CRC  
CEN9

CRC+D

D

x<sup>7</sup>+x+1

x+1

x<sup>7</sup>

-۱۹- یک گد چرخشی (۴) دارای چند جمله‌ای مولد  $x^7 + x + 1$  است. بیت‌های اطلاعات که متشکل از ۱۱۰۰ هستند (بیت سمت چپ‌تر با ارزش ترین بیت فرض می‌شود)، قرار است کد و ارسال شوند. در صورتی که خطای در بیت موقعیت ۴ (کم ارزش ترین بیت اطلاعات) اتفاق بیفتد، باقیمانده‌ی موجود در گیرنده چه خواهد بود؟

که متری

CET ۳

۲۲. پیغام  $1110001101101110$  از طریق یک کاتال دریافت شده است. هرگاه کد استفاده شده دارای ۵ بیت CRC و چند جمله‌ای مولد  $g(x) = 1 + x^2 + x^3 + x^5$  باشد. کدام یک از موارد زیر صحیح است:

(۱) خطأ وجود ندارد.

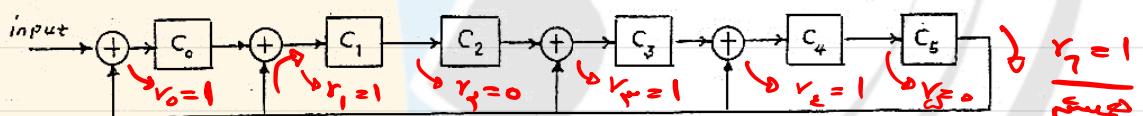
(۲) خطأ وجود دارد و ۱ بیتی است.  ~~$\times$  مفتاح ابتدی سکنی خلا درد و تقد ادبی نامکان خطاها~~(۳) خطأ وجود دارد و ۳ بیتی است.  ~~$\times$  رانی تواند سکنی رهد.~~

(۴) خطأ وجود دارد ولی تعداد بیت‌های آن مشخص نیست.

بررسی کنید.  
لورن)

CET ۴

۲۵. در یک سیستم تشخیص خطأ به روش CRC از شبکت رجیستر مطابق شکل استفاده شده است. چند جمله‌ای مولد این شبکت CRC چیست؟



$$G = \dots r_4 r_3 r_2 r_1 r_0$$

$$x^5 + x^4 + x^2 + 1 \quad (1)$$

$$x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + 1 \quad (2)$$

$$x^5 + x^4 + x^2 + x + 1 \quad (1) \checkmark$$

$$x^5 + x^4 + x^2 + x + 1 \quad (2)$$

$$G: \text{کربستی} \rightarrow G = 1011011$$

$$\text{CRC مولو} \leftarrow G(x): \text{چند جمله‌ای} \rightarrow G(x) = x^7 + x^5 + x^2 + x + 1$$

LFSR (Linear Feedback Shift Register)

فرزام#

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}

PNDIT ۹۱

- ۴۲ - داده  $1011\ 0010\ 0100\ 1011$ , به کمک چند جمله‌ای مولک  $x^3 + x^2 + x + 1$  CRC ارسال می‌شود. داده‌ی کد شده ارسالی چیست؟ اگر سمت چپ ترین در مقصد بطور معکوس شده دریافت شود نتیجه محاسبه CRC در مقصد، چه می‌باشد؟

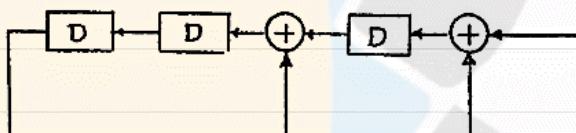
ترین

$1011\ 0110$ ,  $1011\ 0010\ 0100\ 0011\ 1001\ 0010$  (۱)     $1011\ 0111$ ,  $1011\ 0010\ 0100\ 0011\ 1001\ 0011$  (۲)  
 $1011\ 0110$ ,  $1011\ 0010\ 0100\ 0011\ 1001\ 0011$  (f)     $1011\ 0111$ ,  $1011\ 0010\ 0100\ 0011\ 1001\ 0010$  (۳)

CRC

- ۴۳ - رشته بیت خروجی در یک سیستم CRC, در صورت استفاده از شیفت رجیستر زیر برای رشته بیت ورودی  $11011$  چیست؟

ترن



$11011010$  (۱)  
 $11011111$  (۲)  
 $11011100$  (۳)  
 $11011001$  (۴)



فرزام#

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}

CE4

- ۲۴ - اگر چند جمله‌ای مولد یک کد گنتیده CRC  $x^3 + 1$  باشد خروجی این کد گنتیده به ازای ورودی ۱۱۰۱۱۰۰۱ چه خواهد بود؟

۱) ۱۱۰۱۱۰۰۱۱۰۰۱

۲) ۱۱۰۱۱۰۰۱۱۰۰

۳) ۱۱۰۱۱۰۰۱۰۱۱

۴) ۱۱۰۱۱۰۰۱۱۰۱

که تمرین

CE5

- ۹۵ - در محاسبه CRC، چند جمله‌ای مولد را  $g(x) = x^3 + x + 1$  در نظر بگیرید. اطلاعات به صورت ۱۰۰۱ می‌باشد. کلمه کد حاصل با خطا در اولین بیت (از سمت چپ) به گیرنده می‌رسد. کلمه کد ارسالی و باقیمانده به دست آمده در گیرنده چیست؟

۱) ۱۰۱۱۱۰۱۰۱

۲) ۱۰۰۱۰۰۱۰۰۰

۳) ۱۰۰۱۱۰۱

۴) ۱۰۰۱۱۱۱۰۱۰۰۰

که تمرین

ITAV

-۶۴- می خواهیم با استفاده از کد همینگ پیام های ۴ بیتی داده را به نحوی ارسال کنیم که گیرنده بتواند هر خطای یک بیتی را تشخیص و تصحیح کند. بدین منظور تعداد بیت های چک کننده مورد نیاز چقدر است؟ اگر پیام  $1101 \rightarrow$  باشد، کد تولید شده ارسالی چیست؟

1) ۲ بیت و 101010  
2) ۳ بیت و 110101  
3) ۴ بیت و 1101011

Parity

1010101 ✓

(۷,۴)

کد همینگ با  $(۳^r - 1)^r$  و  $2^r - 1^r$  : کد همینگ با  
طول داده طول کل ۲ بیتی  
بسیار سادی  $\rightarrow$   
(ردود + Parityها)

(اویس)  
کوهای همینگ (۷,۴)  
(۱۱,۱۱)  
(۳۱,۲۶)  
⋮

قابلیت تست و تصحیح برای خطا  
و قابلیت تست گذاین خطا  
 $P_1 P_2 d_3 P_4 d_5 d_7 d_8$   
بسته ارسالی  $\rightarrow$  داده  $1101 \rightarrow$   
 $P_1 = d_4 \oplus d_5 \oplus d_8 = 1 \oplus 1 \oplus 1 = 1$   
 $P_2 = d_1 \oplus d_2 \oplus d_7 = 1 \oplus 0 \oplus 1 = 0$   
 $P_4 = d_3 \oplus d_6 \oplus d_8 = 1 \oplus 0 \oplus 1 = 0$

IT90

-۵۶- یک کد همینگ 7 بیتی با مقدار  $1011011$  به گیرنده می رسد. مقدار صحیح این کد چیست؟

$1011001$  (۱)  
 $1011011$  (۲)  
 $1011010$  (۳) ✓  
 $1011111$  (۴)

$P_1 P_2 d_3 P_4 d_5 d_7 d_8$   
داده  $1011011$  =  
دریافت

تصحیح  
 $1011010$   
بیت طلبی  
خطای

$C_4 C_2 C_1 = 000$

$C_1 = P_1 \oplus d_4 \oplus d_5 \oplus d_8 = 1$   
 $C_2 = P_2 \oplus d_1 \oplus d_2 \oplus d_7 = 1$   
 $C_4 = P_4 \oplus d_3 \oplus d_6 \oplus d_8 = 1$

سیاره بیت خطاهای  
شناختی رعرا.

$C_4 C_2 C_1 = 111$

#فرزام

jfarzammehr@yahoo.com, CE.Sharif.edu}



## تایپی فرام

۶۰- یک کد همینگ ۱۲ بیتی با مقدار **۰۰۱۱۰۰۰۱۰۱۰۰** به تغیرنده می‌رسد، مقدار صحیح این کد چیست؟ (در این کد حداقل یک خطای خطا رخ داده است).  
*له چری*

**۰۰۱۱۰۰۰۰۰۱۰۰** (۲)

**۰۰۱۱۰۱۰۱۰۱۰۰** (۴)

**۱۰۱۱۰۰۰۱۰۱۰۰** (۱)

**۰۰۱۱۱۰۰۱۰۱۰۰** (۳)





-۷۰- برای بالا بردن اطمینان در انتقال داده‌ها، بجای یک بیت توازن از کدی استفاده می‌کنیم که یک بیت توازن برای بیت‌های فرد و یک بیت توازن برای بیت‌های زوج دارد. فاصله همنگ این کد جقدر است؟

8 (F)

F (T)

۳۴

Y(1)

## ۸- حداصل

$$\begin{array}{r} \overbrace{0\ 0\ 0\ 0}^{\text{Ans}} \\ - 0\ 0\ 0\ 1 \\ \hline 0\ 0\ 0\ 1 \end{array}$$

ITALIA

- ۶۵ پیک روش کدگذاری قدیمی در ارسال رادیویی استفاده از کدهای با تعداد بیت "۱۱" برابر است. در کد ۲ از ۵، فقط ۲ بیت از کلمه کد ۵ بیتی "۱۱" می باشد. در صورتی که از کدهای ۲ از ۵ استفاده شود، احتمال عدم تشخیص خطأ در گیرنده برابر کدام است؟

$\frac{10}{\pi\pi}$  (f)

9

1

$$\frac{y}{x} < 0$$

$$\begin{array}{r}
 \text{٢٣٠ و ٢١٠ تاصل} \\
 \uparrow \\
 \underline{\underline{10010}} \\
 \swarrow \quad \searrow \\
 10100 \qquad \qquad \qquad 01100
 \end{array}$$

عَرْقَابِلَ سَعْيَنِي

حالات نتیجه دار ممکن است باشد که نتیجه ایجاد نشود.

$$= \frac{(1)(2)(3) + (1)(2)(3)}{3^2}$$

$$= \frac{r x r^o + r^o}{r^o}$$

$$\approx \frac{9}{\pi}$$



۱۷۸

۶۶- یک پیام از لایه بالاتر به ۵ بسته تقسیم شده است. اگر عملیات کنترل خطای ارسال این بسته صورت نگیرد و احتمال دریافت صحیح بسته در مقصد ۰ باشد، این پیام چند بار باید ارسال شود تا صحیح په مقصود برسد؟

۲۲ (۴) ✓

۱۶ (۳)

۰ (۱)  
بیشتر متوجه

$$P_Y = \frac{1}{5} = \text{ صحیح بسته - صحیح دریافت}$$

$$\begin{aligned} & \text{صحیح رسیده بودن} \cdot P_Y = P_Y (P_Y = \text{ صحیح رسیده بودن}) \\ & \text{دریافت} \rightarrow X = \begin{cases} 1 & \text{ صحیح رسیده بودن} \\ 0 & \text{ غلط رسیده بودن} \end{cases} \\ & \text{متوجه} \rightarrow \text{برنولی مسئله} \\ & \text{هنوز} \rightarrow \text{نقدار بیان های ارسانی تاریخی صحیح بیان به معناد} \end{aligned}$$

$$\Rightarrow E[Y] = \frac{1}{P} = \frac{1}{\frac{1}{5}} = 5$$

۱۷۹

۷۱- در یک شبکه کامپیوتر، لایه پیوند داده ها خطاهای انتقال را با درخواست ارسال مجدد برای پیام های دریافتی خطادار مرتفع می نماید. فرض کنید احتمال دریافت یک پیام به صورت خطادار  $P$  باشد و درخواست ارسال مجدد نوین بدون خطای دریافت گردد. تعداد متوسط ارسال یک پیام برای دریافت بدن خطای آن چقدر است؟

$$\frac{1}{(1-P)^2}$$

$$\frac{1}{1-P}$$

$$\frac{1}{1-P^2}$$

$$\frac{1}{1-P}$$

$$X = \begin{cases} 1 & \text{ ارسال صحیح بودن} \\ 0 & \text{ ارسال خطای دریافت} \end{cases}$$

$$\Rightarrow E[Y] = \frac{1}{1-P}$$

$$\text{نحوه ارسال تبلیغ تاریخی صحیح به معناد} \sim G(1-P)$$



CEN3

۲۰. یک بسته داده از لایه بالاتر از لایه پیوند به  $10^6$  فریم تقسیم شده است و احتمال این که هر یک از فریم‌ها صحیح به مقصد برسند  $80\%$  است. اگر کنترل خطای در لایه پیوند داده صورت نگیرد. این بسته به طور متوسط چند بار باید ارسال شود تا صحیح به مقصد برسد؟

۷/۳۱ (۴)

۸/۳۱ (۳)

۹/۳۱ (۲) ✓

۱۰ (۱)

$$P_{\text{بررسی}} = \frac{1}{1 - P_{\text{خطای پیوند}}} = \frac{1}{1 - 0.2} = 1.25 \quad \text{بررسی صحیح برسد}$$

$$P_{\text{بررسی}} = \frac{1}{1 - 0.2} = 1.25 \quad \text{فریم}$$

$$P_{\text{بررسی}} = \frac{1}{1 - 0.2} = 1.25 \quad \text{بسته صحیح برسد}$$

$$P_{\text{بررسی}} = \frac{1}{1 - 0.2} = 1.25 \quad \text{لایه پیوند}$$

۲۱: نقدار سبیت تاسام رسیده معصه ( $P = 68\% = 0.68$ )

$$\rightarrow E[Y] = \frac{1}{P} = \frac{1}{0.68} = \frac{1.5}{0.68} = 2.23 \dots$$

CEN1

۹۴. فرض کنید یک کانال ارتباطی با نرخ  $3 \text{ Mbps}$  (مگابیت بر ثانیه) فعالیت می‌کند و نرخ خطای آن  $10^{-3}$  باشد. خطاهای بیت تصادفی هستند و مستقل از یکدیگرند. فرض کنید برای ارسال ۱ از کد ۱۱۱ استفاده شود و برای ارسال ۰ از کد ۰۰۰ استفاده شود. گیرنده با الگوریتم رای اکثریت تشخیص صفر یا یک می‌دهد. احتمال خطای بیت در گیرنده چقدر است؟

که تحریک

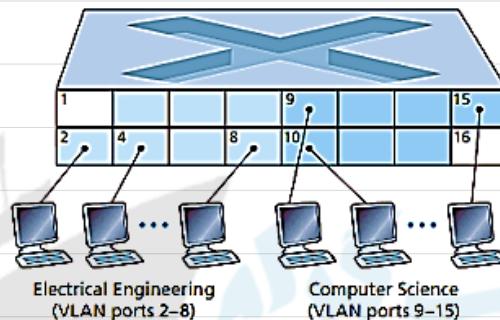
۴  $\times 10^{-3}$ ۳  $\times 10^{-6}$  (۳)۱۰<sup>-۹</sup> (۱)



فصل بیست و هشتم

## مسئلہ P28 از کتاب Kuwose &amp; Ross

VLAN واحد در شکل زیر (شکل ۵) را در نظر بگیرید و فرض کنید یک مسیریاب خارجی به پورت ۱ سویچ متصل شده است.



به میزان‌های دپارتمان مهندسی برق (EE) و علوم کامپیوتر (CS) واسطه مسیریاب آدرس‌های IP اختصاص دهد. گام‌های طی شده در هر دوی لایه شبکه و لایه لینک برای ارسال یک دیتاگرام IP از یک میزان EE به یک میزان CS رهگیری (trace) کنید (راهنمایی: بحث مربوط به شکل ۱۹-۵ در متن را مجددًا بخوانید).

فصل بیست و هشتم

## مسئلہ R15 از کتاب Kuwose &amp; Ross

R15 ماکزیمم تعداد VLAN‌هایی که می‌توانند روی سوئیچی که پروتکل 802.1Q برای Ethernet توسعه فرمت فریم IEEE 802.1Q (توسعه فرمت فریم Ethernet برای عبور از VLAN Trunk) را پشتیبانی می‌کند، پیکربندی شوند، چقدر است؟ چرا؟

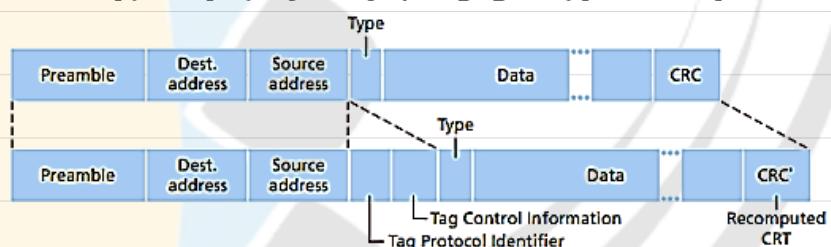


Figure 5.27 ♦ Original Ethernet frame (top), 802.1Q-tagged Ethernet VLAN frame (below)



## فصل بیست و سوم مسئلہ ۱ از کتاب کووسے & روس

R16 فرض کنید که N گروہ VLAN را پشتیبانی می کنند، قرار است که از طریق یک پروتکل Trunking به یکدیگر متصل شوند. چه تعداد پورت برای اتصال این سویچ‌ها موردنیاز است؟ پاسخ خود را توجیح کنید.

### PhD Net91

- ۳۳ - در مراکز داده که تعداد زیادی کامپیوتر وجود دارند از Virtual LAN استفاده می کنند. دلیل این کار کدام مورد است؟

- (۱) استفاده از VLAN باعث می شود که بتوانیم در سویچ‌های مرکز داده یک ساختار غیردرختی داشته باشیم که این مسئله باعث افزایش گذردهی شبکه و کارایی مرکز داده می شود.
- (۲) استفاده از VLAN باعث محدود شدن ترافیک‌های broadcast مانند ترافیک‌های ARP و DHCP می شود، که این نکته باعث بھبود بھرده‌وری شبکه در مرکز داده می شود.
- (۳) استفاده از VLAN باعث می شود که سربار فریم‌های لایه لینک کمتر شود و این باعث بالا رفتن بھرده‌وری شبکه می شود.
- (۴) استفاده از VLAN مسیریابی داخل مرکز داده را بھبود می بخشد.

### PhD Net91

- ۴۴ - کدام نوع اتصال در دو سویچ با VLAN‌های مختلف، اتصال درستی نیست؟

- (۱) اتصال پورت ترانک سویچ اول به پورت VLAN A در سویچ دوم
- (۲) اتصال پورت ترانک سویچ اول به پورت ترانک در سویچ دوم
- (۳) اتصال پورت A در سویچ اول به پورت VLAN A در سویچ دوم
- (۴) اتصال پورت A در سویچ اول به پورت B در سویچ دوم



PND Net ۹۷

- ۳۱ - کدام مورد در خصوص پروتکل CSMA/CA، درست است؟

- ۱) گره‌های شنونده CTS بهمدت زمان NAV پاسخ RTS نخواهند داد.
- ۲) گره‌های شنونده RTS بهمدت زمان NAV پاسخ RTS نخواهند داد.
- ۳) گره‌های شنونده CTS بهمدت زمان NAV هیچ ارسالی نخواهند داشت.
- ۴) گره‌های شنونده RTS بهمدت زمان NAV هیچ ارسالی نخواهند داشت.

PND ۱۷۹۸

- ۴۴ - استفاده از RTS/CTS در شبکه بی‌سیم هنگامی کارایی را افزایش می‌دهد که:

- ۱) اغلب بسته‌ها میرگ باشند.
- ۲) اغلب بسته‌ها کوچک باشند.
- ۳) همیشه مفید است.
- ۴) هیچ وقت مفید نیست.

