

Рачунарске мреже (вежбе – термин 3)

Подслој за управљање приступом медијумима
(Media Access Control)

Увод

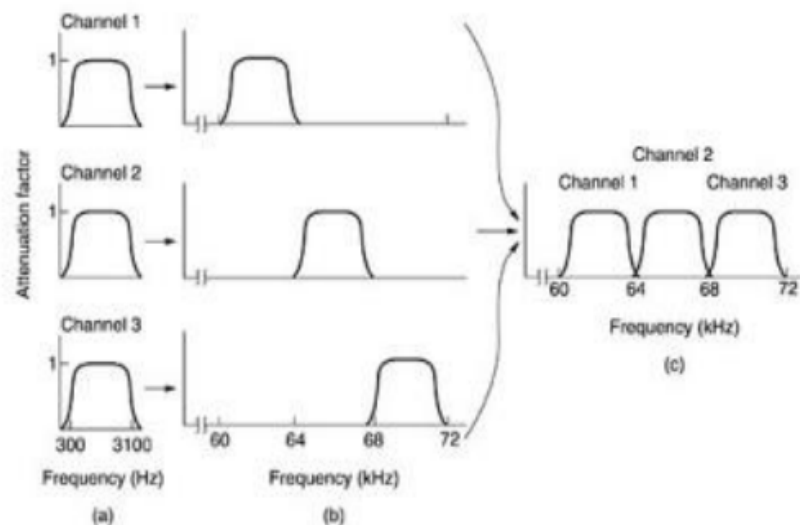
- ▶ Мреже се могу сврстати у две категорије - **од тачке до тачке** и са **дифузним емитовањем**.
- ▶ У свакој мрежи са **дифузним емитовањем** главни проблем је коме доделити приступ каналу када има више такмаца. Пример је конференцијски разговор.
- ▶ У литератури се канали за неусмерено емитовање понекад називају **канал за вишекориснички приступ** (енгл. *multiaccess channels*) или **канал за слободан (случајан) приступ** (енгл. *random access channels*).
- ▶ Протоколи којима се одређује следећи корисник таквог канала припадају подслоју слоја везе података, познатом као подслој за **управљање приступом медијумима** (енгл. Media Access Control - MAC).

Увод

- ▶ Подслој MAC је посебно важан за локалне мреже у којима се за комуницирање најчешће користи канал са слободним приступањем.
- ▶ За разлику од локалних мрежа, у регионалним мрежама се користе везе типа од тачке до тачке.
- ▶ **Кључни проблем:** Начин додељивања јединственог канала за неусмерено емитовање у ситуацији када на њега претендује више корисника.

Статичко додељивање канала у локалним мрежама

- Класичан начин додељивања јединственог канала, као што је телефонски вод је мултиплексирање поделом фреквенција (FDM) или поделом времена (TDM). Ако постоји N потенцијалних корисника, тада се пропусни опсег дели на N једнаких делова, по један за сваког корисника. Пошто тако сваки корисник има своје приватно фреквентно подручје, они се међусобно не ометају.
- Када је у питању мали и непроменљив број корисника, од којих сваки има густ саобраћај, FDM је једноставно и ефикасно решење.



Статичко додељивање канала у локалним мрежама

- ▶ Међутим, ако је број пошиљалаца велики и стално се мења, FDM/TDM приступ није ефикасан. Ако се пропусни опсег издели на N подручја, а у неком тренутку жели да комуницира мање од N корисника, велики део пропусног опсега остане неискоришћен. Обрнута ситуација је када више од N корисника жели да комуницира, неки од њих то неће моћи, чак и у случају да неки од корисника којима су фреквентна подручја додељена ништа не емитују нити прихватају.
- ▶ Замислимо да у каналу брзине C b/s постоји временска задршка T , да је брзина пристизања λ оквира/s и да дужине оквира следе густину вероватноће експоненцијалне функције чија је средња вредност $1/\mu$ бита по оквиру. Уз ове параметре, брзина услуживања (енгл. Service rate) износи μC оквира у секунди. На основу теорије сврставања у редове чекања, временска задршка T се може одредити на следећи начин:

$$T = \frac{1}{\mu C - \lambda}$$

Статичко додељивање канала у локалним мрежама - пример

- ▶ Ако је $C=100 \frac{Mb}{s}$, средња дужина оквира $\frac{1}{\mu}=10000$ битова и брзина пристизања оквира $\lambda=5000 \frac{\text{оквира}}{s}$, онда је $T=200\mu s$.
- ▶ Ако се пак јединствен канал подели на N независних FDM подканала, сваки са капацитетом $\frac{C}{N} \frac{b}{s}$ и средња брзина пристизања оквира биће такође $\frac{\lambda}{n}$, дакле:

$$T_{FDM} = \frac{1}{\mu \frac{C}{N} - \frac{\lambda}{N}} = \frac{N}{\mu C - \lambda}$$

- ▶ Просечно време кашњење се повећа N пута

Динамичко додељивање канала у локалним мрежама

- У основи модела динамичке доделе канала налази се неколико претпоставки:
 1. **Модел станица.** Модел садржи N независних станица које генеришу оквире за слање брзином λ оквира/s. Када генерише оквир, станица се блокира све док он не буде успешно послат.
 2. **Претпоставка о јединственом каналу.** За све комуникације на располагању је само један канал.
 3. **Претпоставка о сукобљавању.** Ако се два оквира истовремено емитују, долази до колизије. Такав оквир мора бити поново послат.
 4. **Непрекидан временски ток.** Оквир се може послати у било ком тренутку.
 5. **Расподељено време.** Време је подељено у интервале одређене величине.
 6. **Ослушкивање канала на носиоцу података.** Пре него пошаље, станица испитује да ли је канал слободан. Ако установи да није, чека док се ослободи.
 7. **Нема ослушкивања канала на носиоцу података.** Станица не проверава да ли је канал празан пре него пошаље оквир. Касније се проверава да ли је пренос успешно обављен.

Протоколи за вишекориснички приступ - ALOHA

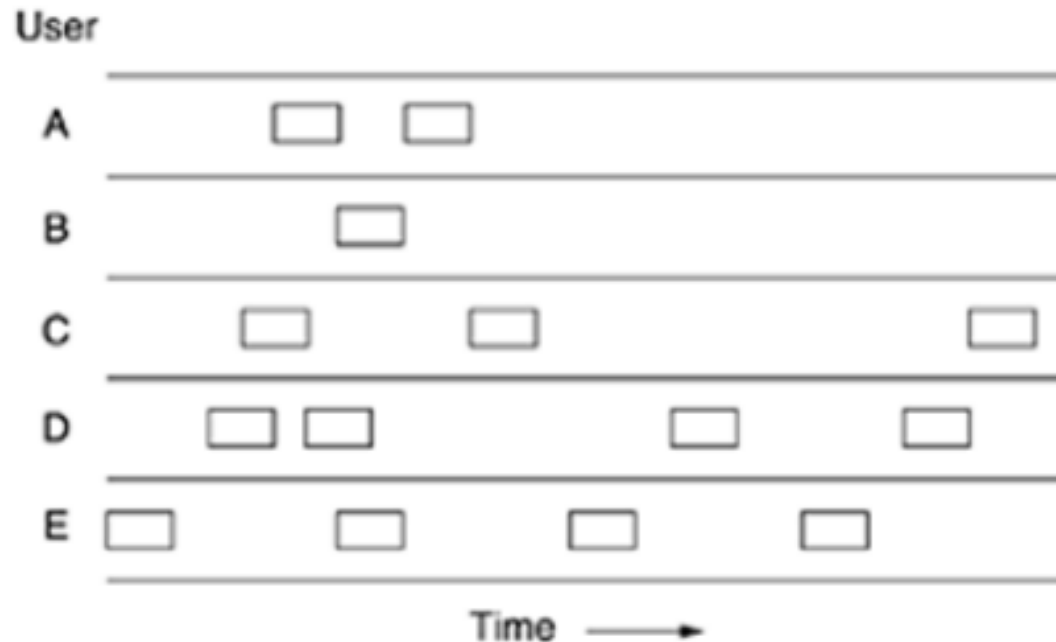
- ▶ ALOHA - алгоритам за додељивање заједничког канала већем броју корисника. Размотрићемо две верзије система ALOHA:
 - ▶ Чиста ALOHA
 - ▶ Временски расподељена ALOHA
- ▶ Разликују се у погледу тога да ли је време издељено у интервале коначне дужине у које морају да се уклапају сви оквири или није. Чиста ALOHA не захтева синхронизовање глобалног времена, а за временски расподељену варијанту то је неопходно.

Чиста ALOHA

- ▶ Основна идеја протокола је веома једноставна: **дозволити корисницима да емитују увек када имају податке за слање**. Наравно да ће у том случају бити сукобљавања и да ће се сукобљени оквири изобличавати
- ▶ Пошиљалац увек може да закључи да ли је емитовање било успешно ако **ослушкује канал**. Ако је емитовање неуспешно, понавља се све до успешног исхода.
- ▶ Системи у којима више корисника деле исти канал на начин који може довести до сукобљавања, широко су познати као **конкурентски системи**.

Чиста ALOHA

- ▶ На слици је скицирано генерисање оквира у чистом ALOHA систему. Када год два корисника покушавају да заузму канал у истом тренутку, оквири се оштећују. Чак иако се само пар битова преклопи, настаје колизија.



Чиста ALOHA

- ▶ Поставља се питање колика је ефикасност АЛОХА канала? Који део послатих оквира избегне сукобљавање у овим хаотичним околностима?
- ▶ “Јединично време преноса оквира” дефинише се као време потребно да се пошаље стандардни оквир фиксне дужине.

Чиста ALOHA

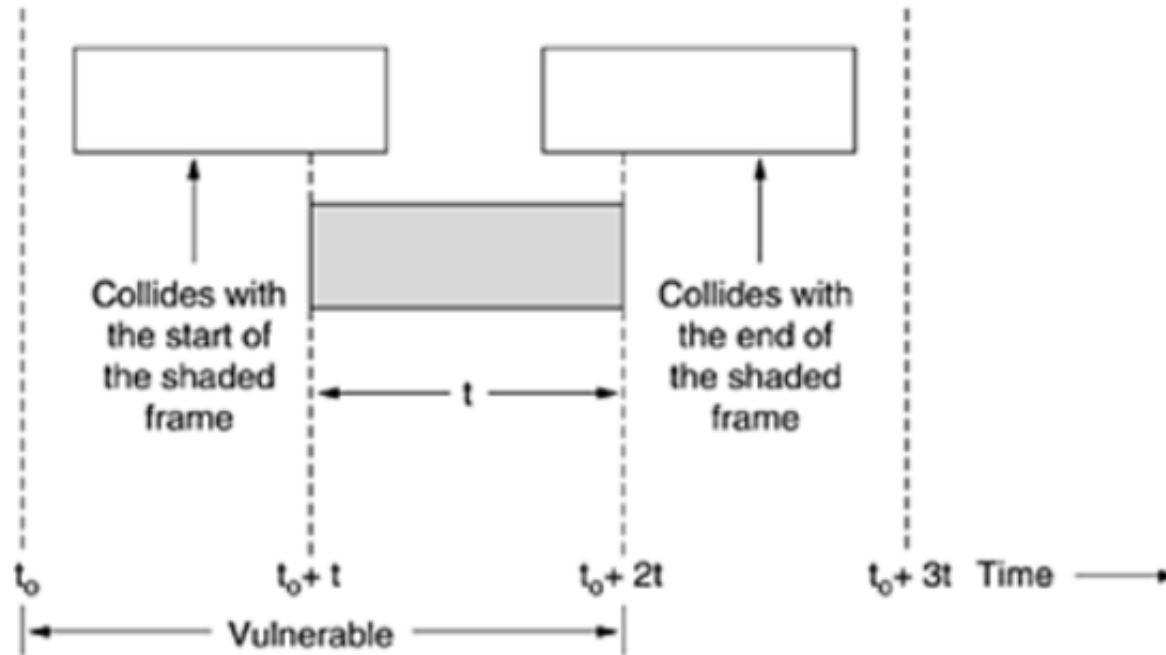
- ▶ Бесконечан број корисника генерише нове оквири следећи Поасонову расподелу.
- ▶ N произведених оквира током времена потребног за пренос једног оквира
- ▶ $N > 1$: корисници генеришу оквири брже него што систем може да их обради и често долази до сукобљавања.
- ▶ Препорука : $0 < N < 1$.

Чиста ALOHA

- ▶ Осим нових оквира, станице поново емитују и оквири који су се претходно сукобили, што даје укупно G свих оквира током времена потребног за пренос једног оквира ($G \geq N$).
- ▶ При ниском оптерећењу је $G \approx N$.
- ▶ При високом оптерећењу биће $G \gg N$.
- ▶ При сваком оптерећењу, проток података S биће једнак производу оптерећена G и вероватноће успешности слања P_0 .
- ▶ Како одредити вероватноћу P_0 ?

Чиста ALOHA

- ▶ Окви́р се неће сукобити ако ниједан други окви́р не буде послат унутар јединичног времена преноса измереног од почетка слања окви́ра
- ▶ Нека t буде време потребно за слање окви́ра. Ако иједан корисник емитује окви́р у временском интервалу између t_0 и $t_0 + t$, крај тог окви́ра сукобиће се са почетком засенченог окви́ра



Чиста ALOHA

- Вероватноћа да ће k нових оквира бити генерисано током слања датог оквира добија се из Поасонове расподеле:

$$Pr[k] = \frac{G^k e^{-G}}{k!}$$

- Вероватноћа да се неће генерисати ниједан оквир ($k = 0$) током слања једног је:

$$Pr[0] = e^{-G}$$

Чиста ALOHA

- У интервалу дупло дужем од времена слања оквира, генерисаће се просечно $2G$ нових оквира. Према томе, вероватноћа да током интервала рањивости неће бити генерисан ниједан нов оквир износи:

$$P_0 = e^{-2G}$$

- Имајући у виду да је $S = GP_0$, добијамо следеће:

$$S = Ge^{-2G}$$

- За коју вредност G је проток највећи?

Чиста АЛОНА

- Полазимо од формуле:

$$S = Ge^{-2G}$$

- Екстремне вредности неке функције се испитују преко њеног другог извода. Потенцијалне вредности за екстремуме су тачке из домена за које је њен први извод једнак нули.

$$S' = (Ge^{-2G})'$$

$$S' = G(e^{-2G})' + G'e^{-2G}$$

$$S' = G(-2e^{-2G}) + 1e^{-2G}$$

$$S' = -2Ge^{-2G} + e^{-2G}$$

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

$$e^{-2G}(1 - 2G) = 0$$

$$G = \frac{1}{2}, S = \frac{1}{2e}$$

Чиста ALOHA

- ▶ Како је

$$\frac{d^2}{dG^2} (Ge^{-2G}) = 4Ge^{-2G} - 4e^{-2G}$$

- ▶ Можемо закључити да је вредност другог извода за $G = \frac{1}{2}$ мања од нуле, то значи да је $S = \frac{1}{2e}$ за $G = \frac{1}{2}$ максимално.
- ▶ Максимални проток података омогућен је при $G = \frac{1}{2}$ и износи $S = \frac{1}{2e} \approx 0,184$ односно око 18%.

Временски расподељена ALOHA

- ▶ Године 1972. Робертс је објавио методу дуплирања капацитета ALOHA система увођењем поделе времена на интервале коначне дужине и да сваки интервал одговара времену преноса једног оквира.
- ▶ Један од начина да се то постигне био би да посебна станица емитује одговарајући сигнал на почетку сваког оквира.
- ▶ На овај начин је период рањивости смањен са $2t$ на t , тако да сада проток износи

$$S = Ge^{-G}$$

- ▶ За коју вредност G овај проток достиже максималну вредност?

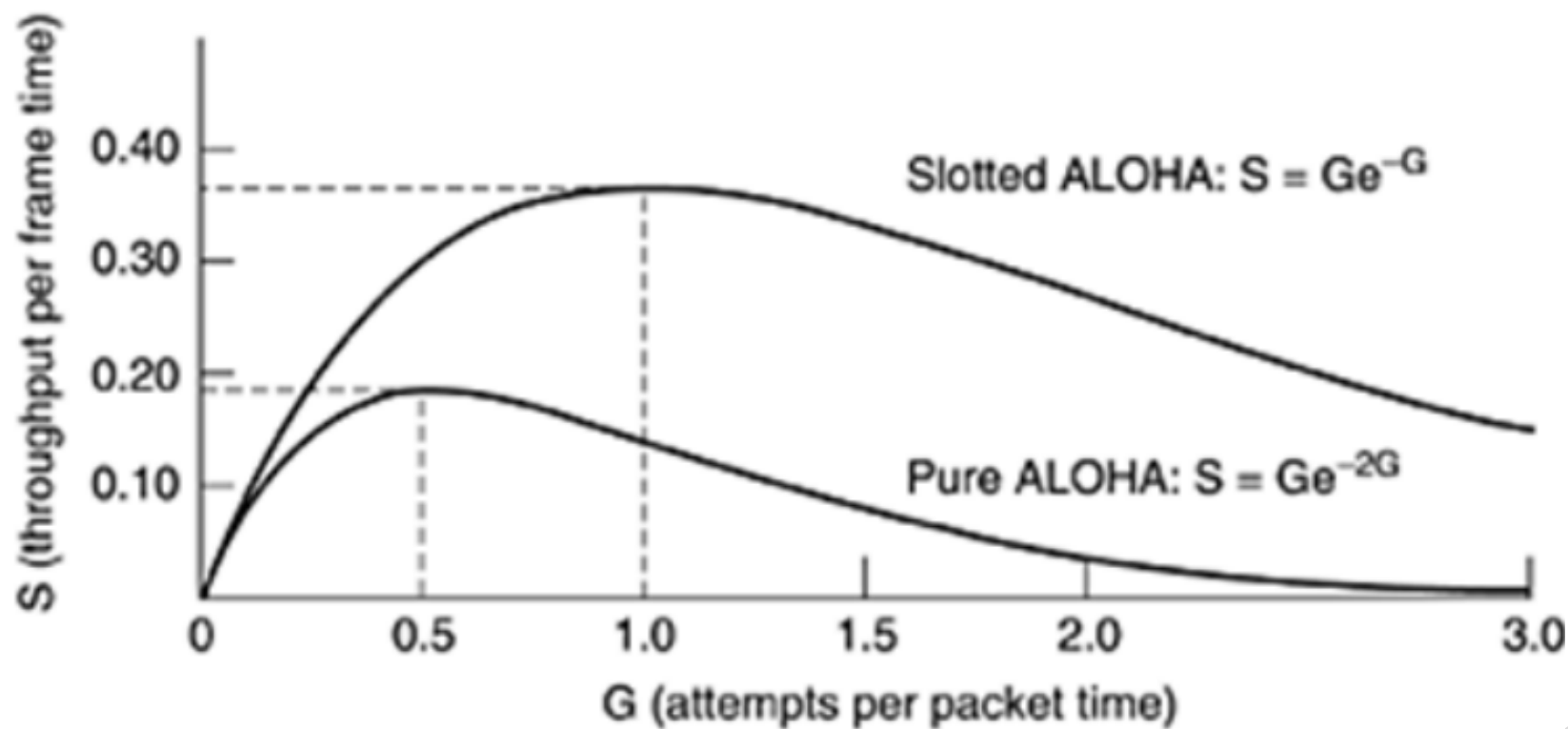
Временски расподељена ALOHA

- ▶ Овај протокол достиже максимум за $G=1$, уз проток података $S=0.368$ оквира по времену τ , тј. око 37% - два пута више од чистог система ALOHA.
- ▶ Порастом G се број сукоба експоненцијално повећава, што је веома лоше.
- ▶ Вероватноћа да ће оквир бити успешно послат после k покушаја ($k-1$ сукоба, а затим успешно слање) износи:

$$P_k = e^{-G}(1 - e^{-G})^{k-1}$$

- ▶ e^{-G} је вероватноћа да ће оквир избећи сукобљавање.

Поређење чисте и временски расподељена ALOHA-е



Задатак

- Током једног сата на одредишни рачунар стигне тачно 120 оквира. Колика је вероватноћа да се неће десити колизија ако се користи протокол “Pure ALOHA” са јединичним време преноса оквира $t=1$ минут?

Протокли за вишекориснички приступ са ослушкивањем саобраћаја на носиоцу података

- ▶ Временски расподељеним системом ALOHA може се постићи ефикасност од максимално $\frac{1}{e}$, а главни разлог лежи у чињеници што станице емитују по сопственој жељи, не обраћајући пажњу на друге станице чиме изазивају много сукобљавања.
- ▶ Протоколи који предвиђају ослушкивање носиоца података (тј. саобраћаја на њему) и понашање станица сходно прикупљеним информацијама називају се протоколи за приступање уз ослушкивање саобраћаја на носиоцу података (енгл. carrier sense protocols).
- ▶ Један од таквих протокола је **1-трајни CSMA** (1-persistent Carrier Sense Multiple Access)

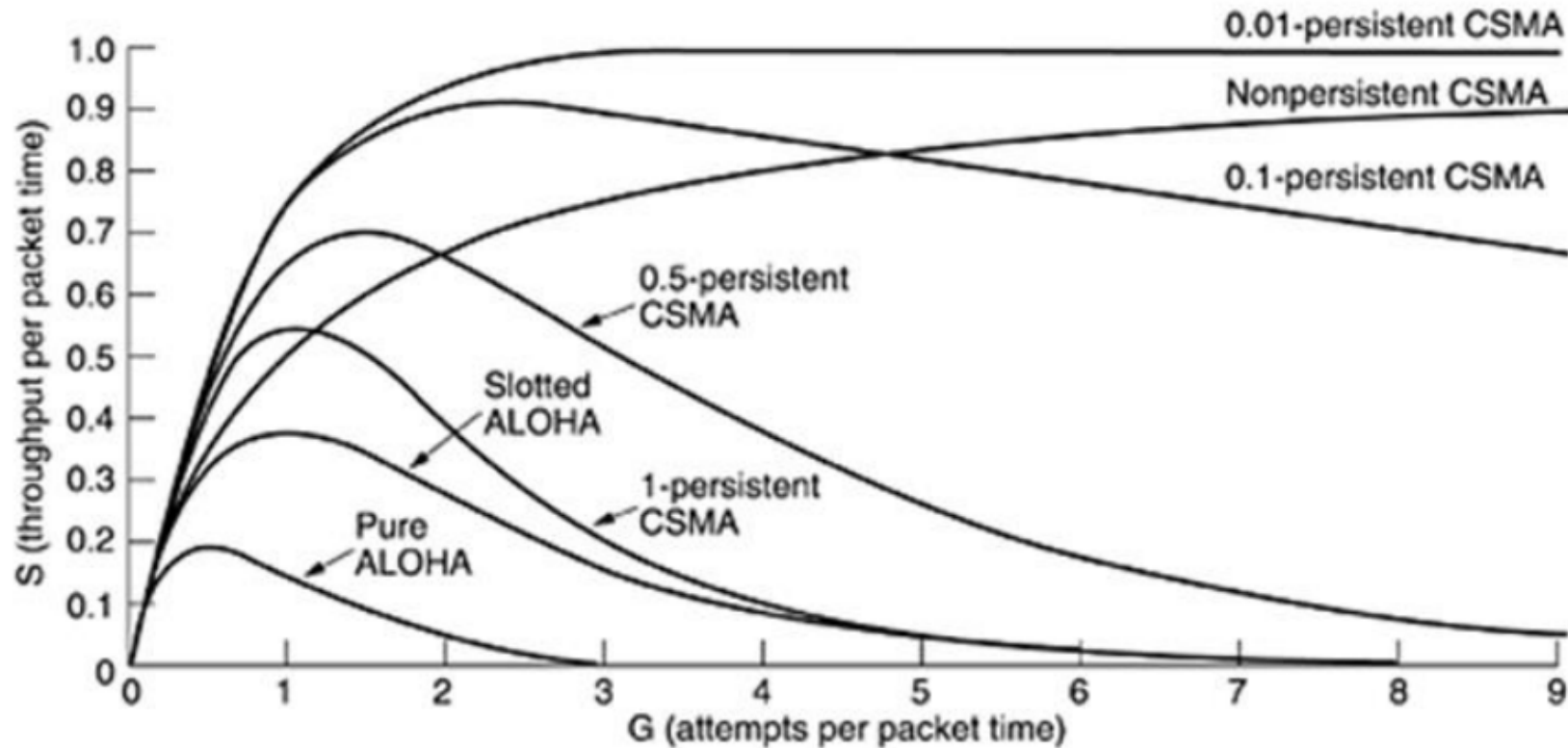
Протокли за вишекориснички приступ са ослушкивањем саобраћаја на носиоцу података

- ▶ Основна особина **1-трајни CSMA** протокола је да ослушкује канал, чека да саобраћај на њему потпуно утихне, и тек онда шаље свој оквир.
- ▶ Протокол носи назив **1-трајни** јер станица емитује са вероватноћом **1 (100%)** када утврди да је канал празан.
- ▶ Проблем са **1-трајним CSMA** протоколом настаје када две или више станице имају оквир за слање, ослушкују канал, а када се он ослободи одмах шаљу своје оквире па сигурно долази до колизије. И поред тога, протокол је много бољи од чистог ALOHA.

Протоколи за вишекориснички приступ са ослушкивањем саобраћаја на носиоцу података

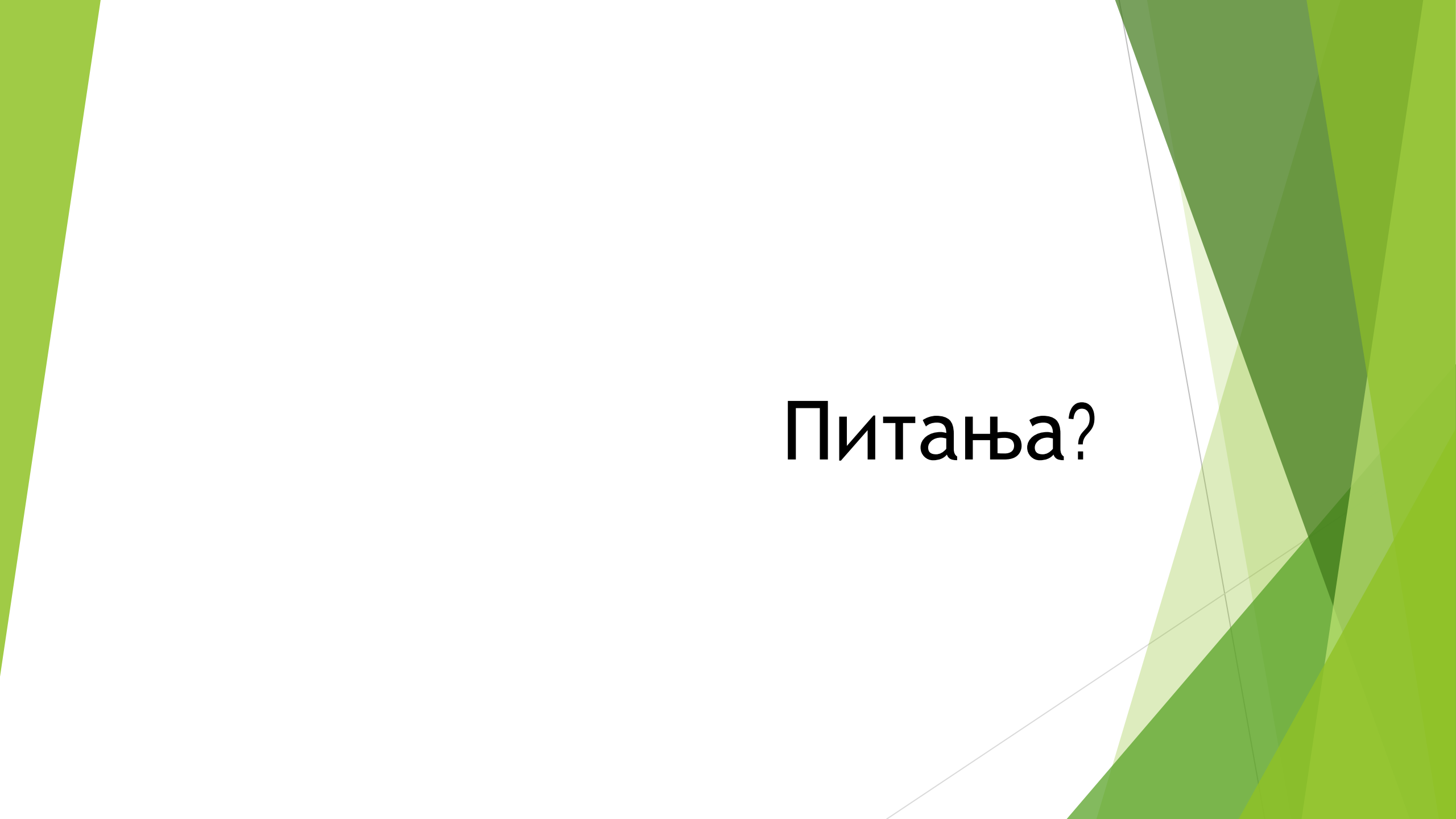
- ▶ Други приступ **повремени CSMA (non-persistent CSMA)**, који се од **1-трајног CSMA** разликује по томе што станица не ослушкује канал све време, већ уколико утврди да је заузет, чека насумично изабран временски интервал пре него поново провери заузетост. Зато ређе долази до сукоба.
- ▶ Трећи приступ је **p-трајни CSMA (p-persistent CSMA)**, који се од 1- трајног CSMA разликује по томе што станица утврди да се канал ослободио емитује са вероватноћом p , што имплицира да са вероватноћом $q=1-p$ станица одустаје од емитовања у том интервалу.

Поређење протокла за вишекориснички приступ са ослушкивањем саобраћаја на носиоцу података



Задаци

- Укупни мрежни проток код чистог ALOHA протокола једнак је $S = Ge^{-2G}$, а код временски расподељеног ALOHA протокола је $S = Ge^{-G}$, где је G укупан број оквира који се генеришу за јединично време преноса оквира (укључујући и поновљене оквире). Прерачунати за које G су протоци максимални. Колико они износе?
- У чему је разлика између чистог и временски расподељеног ALOHA протокола? Како то утиче на перформансе система?

The background features abstract, overlapping green geometric shapes, primarily triangles and polygons, in various shades of green, creating a modern, layered effect. The shapes are concentrated on the left and right sides of the frame, leaving a large white central area.

Питања?