

Дизајн протокола за масиван случајан приступ који користе сукцесивно поништавање интерференције

Design of protocols for massive random access which use successive interference cancellation

Теодора Станишић, Факултет техничких наука, Нови Сад

Студијски програм – ЕНЕРГЕТИКА,
ЕЛЕКТРОНИКА И ТЕЛЕКОМУНИКАЦИЈЕ

Кратак садржај – У раду су проучене модерне технике приступа мрежи у системима са великим бројем уређаја који на случајан и непредвидив начин приступају мрежи Интернета ствари. Посебан акценат је стављен на алгоритме случајног приступа мрежи базираним на сукцесивном поништавању интерференције, укључујући и њихову теоријску асимптотску анализу и методе за оптимизацију перформанси.

Кључне речи: Бежичне комуникације, Интернет ствари, сукцесивно поништавање интерференције, случајан приступ, IRSA

Abstract – The paper studies modern network access techniques in systems with a large number of devices that access the Internet of Things network in a random and unpredictable manner. Special emphasis is given to random network access algorithms based on successive interference cancellation, including their theoretical asymptotic analysis and performance optimization methods.

Keywords: Wireless Communication, Internet of Things, Successive Interference Cancellation, Random Access, IRSA

НАПОМЕНА: Овај рад проистекао је из мастер рада чији ментор је био др Дејан Вукобратовић, ред. проф.

1. УВОД

Са порастом интернета ствари (IoT - Internet of Things) и масивних машинских комуникација (mMTC - massive Machine-Type Communication), број уређаја који има потребу да шаље податке се драстично повећава. Како би сви корисници успешно обавили комуникацију, постоје протоколи за случајан приступ (RA - Random Access) дељеном медијуму. Због тога је потребно да ови протоколи буду ефикасни, да имају велики проток, мало кашњење и малу могућност губитка пакета.

У овом раду су истражени протоколи за случајан приступ који примењују принцип сукцесивног поништавања интерференције (SIC - Successive Interference Cancellation). Овај принцип омогућава

разрешавање судара под одређеним условима. Извршена је теоријска анализа, као и симулација ових протокола и упоређене су њихове перформансе.

2. ПРОТОКОЛИ ЗАСНОВАНИ НА SIC ПРИНЦИПУ

Класични протоколи, попут Aloha и Slotted Aloha (SA), посматрају судар као искључиво лошу појаву, односно пакете преносе у слоту где се десила колизија сматрају неповратно изгубљеним. Новије гледиште претпоставља да се пакети из слота у којем је настао судар ипак могу повратити. Идеја је да се реплике које су успешно примљене (нпр. у слотовима без судара) уклоне из слотова који садрже колизију и да се тако открију нови успешно примљени пакети. Овај процес се примењује итеративно, односно сукцесивно [1].

Contention Resolution Diversity Slotted Aloha (CRDSA) је протокол који користи овај принцип. Он подразумева да сваки корисник емитује тачно две копије свог пакета, при чему сваки пакет садржи показивач на слот у којем је послата друга копија. Уколико се детектује слот са само једним пакетом, тај показивач се користи да се уклони интерференција коју друга реплика изазива у другом слоту [2, 3].

Irregular Repetition Slotted Aloha (IRSA) представља уопштење CRDSA протокола. Уместо да шаље тачно две копије, сваки корисник бира случајан број понављања l из неке унапред одређене фиксне расподеле вероватноће. Оптимизација ове расподеле представља кључан проблем у дизајну IRSA протокола. Корисник затим шаље тих l реплика у l различитих, насумично и униформно изабраних слотова унутар фрејма [2].

3. ОСНОВНИ ПРИНЦИПИ SIC ПРОТОКОЛА

3.1. Објашњење система

Посматра се систем где m корисника жели да комуницира са заједничким пријемником (базном станицом). Комуникација се одвија у фрејмовима, где је сваки фрејм састављен од n слотова. Пренос једног пакета одвија се у тачно једном слоту.

Нормализовани понуђени саобраћај (G) представља просечан број преноса пакета по слоту, и дат је као

$G = m / n$. Нормализовани проток (T) дефинише се као вероватноћа успешног преноса пакета по слоту [2]. Код класичног Slotted Aloha протокола, проток се може изразити као $T(G) = Ge^{-G}$, што даје максимални проток од $T = 1 / e \approx 0.37$ при $G = 1$ [4]. Протоколи базирани на SIC принципу теже да превазиђу ово ограничење.

3.2. SIC Алгоритам

Сваки пакет који се шаље садржи показиваче на позиције осталих реплика у фрејму које је тај исти корисник послао [1, 2].

Алгоритам за sukcesивно поништавање интерференције се одвија итеративно у два корака. Први корак је декодовање, где пријемник тражи слотове у којима се десио само један пренос пакета (тзв. "singleton" слотови), због чега се поруке из тих слотова успешно декодују. Други корак је поништавање, у којем из сваке успешно декодоване поруке пријемник извлачи показиваче на остале слотове где су реплике те поруке пренете, а затим се допринос (интерференција) тих реплика одузима из одговарајућих слотова.

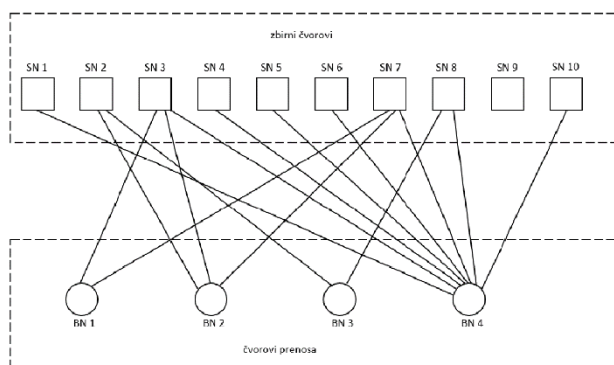
Ова два корака се понављају. Уклањањем интерференције у другом кораку, неки слотови који су претходно имали колизију (нпр. два пакета) могу постати "singleton" слотови (јер је један од пакета уклоњен), омогућавајући тако даље декодовање у наредној итерацији [2].

4. ГРАФИЧКО ПРЕДСТАВЉАЊЕ И АНАЛОГИЈА

Процес sukcesивног поништавања интерференције се може веома погодно графички представити помоћу бипартитног графа. Овај граф се састоји од: m чворова преноса (BN - Burst Nodes, где сваки представља једног корисника, односно његов пакет) и n збирних чворова (SN - Sum Nodes, где сваки представља један временски слот у фрејму).

Грана повезује i -ти чвор преноса (BN) и j -ти збирни чвор (SN) ако и само ако је корисник i послао реплику свог пакета у слоту j .

Пример бипартитног графа је приказан на Слици 1, где квадрати представљају збирне чворове, а кругови чворове преноса.



Слика 1. Пример бипартитног графа

Ово графичко представљање омогућава успостављање директне везе између процеса SIC и итеративног

декодовања заштитних кодова заснованих на ретким графовима, конкретно LDPC (Low-Density Parity-Check) кодова [1].

Процес SIC се може посматрати као итеративни "слојевити" (peeling) декодер. Пронађу се сви збирни чворови (слотови) који имају степен један (тј. садрже само једну реплику). Ти пакети се сматрају успешно декодованим. Одговарајући чворови преноса (корисници) мењају статус у "познат". Уклоне се све гране повезане са тим, сада познатим, чворовима преноса. Ово симулира одузимање њиховог доприноса (интерференције) из других слотова. Након уклањања грана, поново се рачунају степени збирних чворова. Неки други збирни чворови могу постати степена један, па се процес понавља итеративно [1, 2].

Аналогија са LDPC кодовима омогућава употребу техника из теорије кодовања за пројектовање оптималне расподеле вероватноће $\Lambda(x)$ којом корисници бирају свој број понављања, како би се генерисали графови на којима је овај алгоритам успешан са великом вероватноћом [1].

5. АНАЛИЗА АСИМПТОТСКОГ СЛУЧАЈА

Да би се пронашле оптималне расподеле $\Lambda(x)$, користи се анализа асимптотског случаја. Овај случај се дефинише посматрањем система где број корисника m и број слотова n теже бесконачности, али под условом да њихов однос, понуђени саобраћај $G = m / n$, остане константан [5].

Ова претпоставка ($n \rightarrow \infty$) омогућава да се граф сматра ретким и без петљи, што значајно поједностављује математичку анализу понашања итеративног декодера. Понашање система се тада може описати техником познатом као "праћење густине" (density evolution).

Уводе се две кључне вероватноће у i -тој итерацији. Са q_i се означава вероватноћа да је грана "непозната", посматрано из перспективе чвора преноса (BN). Вероватноћа p_i означава да је грана "непозната", посматрано из перспективе збирног чвора (SN).

Ове вероватноће се могу изразити рекурзивно једна преко друге, користећи полиномске репрезентације расподела степена грана $\lambda(x)$ и $\rho(x)$. Коначне једначине су дате помоћу (1) и (2)

$$q_i = \lambda(p_{i-1}) \quad (1)$$

$$p_i = 1 - \rho(1 - q_i) \quad (2)$$

Кључни део анализе је што, за разлику од $\lambda(x)$ (који дефинише дизајнер система), $\rho(x)$ (расподела из перспективе слотова) није директно контролисана. Међутим, у асимптотском случају, може се показати да расподела броја пакета у слоту прати Поасонову расподелу. Ово омогућава извођење тачног облика за $\rho(x)$ који зависи само од G и просечне стопе понављања Λ' (1) дато у (3):

$$\rho(x) = e^{-G \Lambda'(1)(1-x)} \quad (3)$$

Циљ је пронаћи расподелу $\Lambda(x)$ (а тиме и $\lambda(x)$) која максимизује праг саобраћаја G^* . Ово је максимална вредност G за коју итеративни декодер успешно декодује све пакете (тј. вероватноћа грешке тежи нули). Праг се одређује као максимално G такво да важи $q > \lambda(1 - e^{-G \Lambda'(1)q})$, за свако $q \in (0, 1]$ [2].

6. ОПТИМИЗАЦИЈА РАСПОДЕЛЕ СТЕПЕНА

Анализа асимптотског случаја пружа директан алат за оптимизацију. Циљ је пронаћи оптималну расподелу степена чворова преноса $\Lambda(x)$ као и максимално могуће оптерећење G (праг G^*) тако да SIC протокол може успешно да декодује све пакете.

Ово се своди на решавање проблема нелинеарне оптимизације. Формално, проблем се дефинише као:

$$\begin{aligned} \max G \\ \text{tako da } \sum \Lambda_i &= 1 \\ \Lambda_i &\geq 0 \\ \Lambda_i &= 0 \end{aligned} \quad (4)$$

$$q > \lambda(1 - \rho(1 - q)), \forall q \in (0, 1]$$

Прва два ограничења у (4) произилазе из чињенице да расподела $\Lambda(x)$ мора бити валидна расподела вероватноће. Треће ограничење постоји зато што чворови преноса степена један не доприносе SIC процесу, јер немају друге реплике којима би поништили интерференцију у другим слотовима. Последње ограничење је услов стабилности из асимптотске анализе који гарантује успешно декодовање.

Решавањем овог оптимизационог проблема добијају се оптималне $\Lambda(x)$ расподеле за различите максималне дозвољене стопе понављања ($l_{\max}$).

Резултати оптимизације су приказани у Табели 1.

Табела 1. Оптималне расподеле и прагови саобраћаја за различите максималне стопе понављања

$l_{\max}$	Оптимална расподела $\Lambda(x)$	G^*
4	$0.5144x^2 + 0.4856x^4$	0.868
5	$0.5572x^2 + 0.0582x^3 + 0.3846x^5$	0.897
6	$0.5463x^2 + 0.1682x^3 + 0.2855x^6$	0.915
8	$0.5098x^2 + 0.2698x^3 + 0.2204x^8$	0.941
10	$0.4867x^2 + 0.2706x^3 + 0.0639x^4 + 0.1788x^{10}$	0.953
12	$0.5202x^2 + 0.127x^3 + 0.2094x^4 + 0.1434x^{12}$	0.961
14	$0.5173x^2 + 0.1463x^3 + 0.1199x^4 + 0.0956x^5 + 0.121x^{14}$	0.967
16	$0.5145x^2 + 0.1822x^3 + 0.1983x^5 + 0.1051x^{16}$	0.971

Ова анализа показује да се коришћењем нерегуларних расподела (IRSA) могу постићи значајно виши прагови од регуларних (CRDSA).

На пример, за максималну стопу понављања $l_{\max} = 4$, оптимална IRSA расподела ($\Lambda(x) = 0.5144x^2 + 0.4856x^4$) постиже праг саобраћаја $G^* = 0.868$. Ради поређења, 4-регуларна CRDSA расподела (где сви корисници шаљу тачно 4 реплике) има значајно нижи праг од $G^* = 0.772$. Дакле, асимптотски, IRSA омогућава повећање протока за приближно 12.44% у односу на CRDSA, користећи исти максимални број реплика.

Слично, за $l_{\max} = 5$, оптимизована IRSA расподела ($G^* = 0.897$) постиже повећање протока од скоро 28% у односу на 5-регуларну CRDSA расподелу ($G^* = 0.701$) [2].

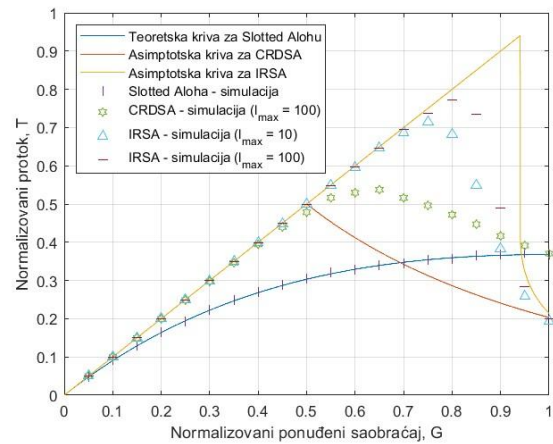
Ови асимптотски резултати служе као основа за дизајн протокола који се затим тестирају у симулацијама са коначном дужином фрејма.

7. АНАЛИЗА РЕЗУЛТАТА СИМУЛАЦИЈА

Да би се потврдиле перформансе у реалнијем окружењу (са коначним бројем слотова), извршене су Монте Карло симулације које се баве искључиво MAC слојем. Посматрана је фиксна величина фрејма од $n = 200$ слотова. За IRSA алгоритам коришћена је оптимална расподела степена из Табеле 1 са максималном стопом понављања 8.

7.1. Поређење протока

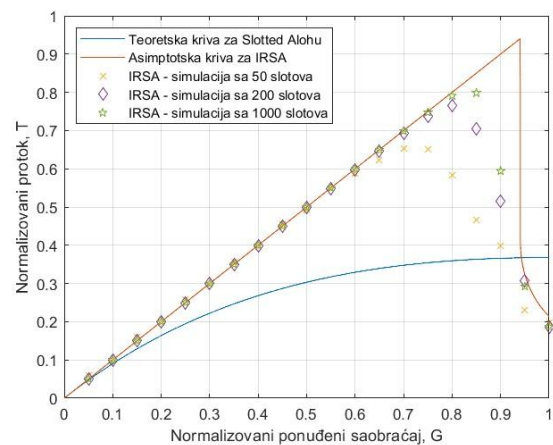
На Слици 2. приказане су криве протока за SA, CRDSA и IRSA, у поређењу са теоријским и асимптотским кривама.



Слика 2. Проток различитих алгоритама

Као што се види, класични Slotted Aloha (SA) протокол има максимални проток од $T \approx 0.37$. CRDSA протокол (са 2 понављања, симулација са $l_{\max}=100$) постиже знатно виши проток, $T \approx 0.55$. Међутим, IRSA протокол са оптималном расподелом и истим бројем итерација постиже проток близу $T \approx 0.78$. Чак и са ограничењем броја итерација на 10 (због мање сложености), IRSA и даље постиже проток већи од 0.7.

На Слици 3. су приказане перформансе IRSA са максималним бројем итерација постављеним на вредност 20 за различите величине фрејмова.



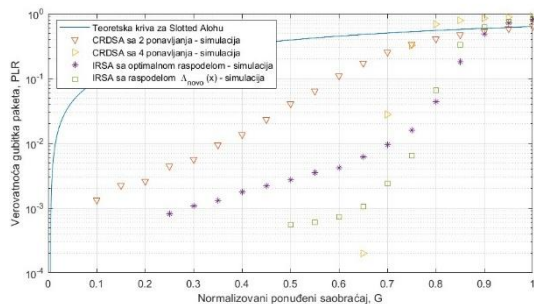
Слика 3. Проток са различитим бројем слотова у фрејму

Повећањем величине фрејма перформансе симулације IRSA се приближавају теоријском асимптотском

прагу, што потврђује исправност модела. На пример, за вредност саобраћаја $G = 0.8$, фрејм са 50 слотова постиже проток мало мањи од 0.6, фрејм који садржи 200 слотова успева да досегне вредност протока од скоро 0.77, док кад је у питању фрејм од 1000 слотова, проток износи чак приближно 0.8.

7.2. Поређење вероватноће губитка пакета (PLR)

Још битнија метрика за многе IoT апликације је вероватноћа губитка пакета (PLR - Packet Loss Ratio). На Слици 4. упоређене су PLR вредности за SA, CRDSA (са 2 и 4 понављања) и IRSA шеме, за $n = 200$ слотова и $I_{\max} = 20$.



Слика 4. Вероватноћа губитка пакета различитих алгоритама ($n = 200$, $I_{\max} = 20$)

Да би се постигао циљани PLR од 10^{-2} , SA мора да ради при веома ниском саобраћају од $G \approx 0.01$. CRDSA са 2 понављања показује знатно побољшање и може да подржи саобраћај $G \approx 0.35$. IRSA шема са оптималном расподелом постиже исти PLR (10^{-2}) при саобраћају од $G \approx 0.7$, што представља двоструко већу вредност у односу на CRDSA. Ово показује драматично побољшање у ефикасности искоришћења канала.

8. ЗАКЉУЧАК

Примена масивног случајног приступа је изузетно значајна код масивних машинских комуникација и интернета ствари. Кључно је да протоколи који имплементирају ову функцију имају добре перформансе, као што су велики проток и мала вероватноћа губитка пакета.

У овом раду су анализирани протоколи који користе принцип временског сукцесивног поништавања интерференције. Урађена је детаљна теоријска анализа помоћу графичке представе и асимптотске анализе и оптимизације. Затим су извршене и симулације за фрејмове коначне дужине. Показано је да ови протоколи (посебно IRSA са оптимизованом расподелом) постижу значајно боље резултате и много већу ефикасност канала од класичних протокола за случајан приступ као што је Slotted Aloha.

9. ЛИТЕРАТУРА

[1] E. Paolini, C. Stefanovic, G. Liva, and P. Popovski, "Coded random access: applying codes on graphs to design random access protocols," *IEEE Communications Magazine*, vol. 53, no. 6, pp. 144–150, Jun. 2015.

[2] G. Liva, "Graph-based analysis and optimization of contention resolution diversity slotted ALOHA," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 59, no. 2, pp. 477–487, Feb. 2010.

[3] E. Casini, R. De Gaudenzi, and O. Del Rio Herrero, "Contention resolution diversity slotted ALOHA (CRDSA): An enhanced random access scheme for satellite access packet networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 6, no. 4, pp. 1408–1419, Apr. 2007.

[4] N. Abramson, "The throughput of packet broadcasting channels," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 25, no. 1, pp. 117–128, Jan. 1977.

[5] D. Jakovetić, D. Bajović, D. Vukobratović, and V. Crnojević, "Cooperative slotted aloha for multi-base station systems," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 63, no. 4, pp. 1443–1456, Apr. 2015.

Кратка биографија:



Теодора Станишић рођена је у Новом Саду 2002. год. Дипломски рад на Факултету техничких наука одбранила је 2024.год. из области Информационо-комуникационе технологије. Од 2025. год. је запослена у звању сарадника у настави, на Катедри за телекомуникације и обраду сигнала, Департман за енергетику, електронику и телекомуникације.

Контакт:

dodastanisic@gmail.com