

**ქსელურ სისტემებში დატვირთვის განაწილების ოპტიმალური მეთოდები
მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადების არსებობისას**

ოთარ ნატროშვილი, ცისანა ხოშტარია, ნინო ნატროშვილი,
სიმონ ხოშტარია

საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი

რეზიუმე

დამუშავებულია კომპიუტერულ ქსელებში მაღალი ინტენსიობის კლიენტ-სერვერული ინფორმაციით ჭარბი დატვირთვის არსებობის დროს საკომუტაციო კვანძების გამოსასვლელ ინტერფეისებზე პაკეტების ოპტიმალური განაწილების მეთოდები.

საკვანძო სიტყვები: კომპიუტერული ქსელები. საკომუტაციო კვანძები. პაკეტების განაწილება.

1. შესავალი

ნებისმიერი ტიპისა და დანიშნულების კომპიუტერულ ქსელებში ჰოსტებს შორის კლიენტ-სერვერული საინფორმაციო პაკეტების ელექტრონული ტრანსპორტირებისას ეფექტურ გადაწყვეტებს დიდი მნიშვნელობა ენიჭება. პრობლემის აქტუალურობა განსაკუთრებული სიმწვავეით იგრძნობა დიდი ზომის კორპორაციულ, ასევე გლობალურ კავშირებში ქსელის მუშაობის პიკის საათებში. ასეთ დროს ძნელდება მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადების რიგების მართვა, რაც საბოლოო ჯამში გავლენას ახდენს ქსელის მუშაობის ეფექტურობაზე. იზრდება მომხმარებელთა მხრიდან ლოდინის დრო განაცხადების დამუშავებაზე, რასაც მოსდევს მათი სამართლიანი უკმაყოფილება. აღნიშნული პრობლემის სიმძაფრე განპირობებულია იმითაც, რომ რაც დრო გადის მით უფრო იზრდება ქსელური სერვერების რაოდენობა და ამ სერვერების მომხმარებელთა საერთო რიცხვი. პრობლემატურობას განაპირობებს ის გარემოებაც, რომ საინფორმაციო გაცვლები (როგორც კლიენტ-სერვერული, ასევე სერვერ-სერვერული ხასიათის) თანდათან რთულდება. წარმოიქმნება სენსიბელური საინფორმაციო ნაკადების ინტენსიობის არაპროგნოზირებადი ცვალებადობა, რაც იწვევს ტრაფიკის შესამჩნევ პულსაციებს. ყოველივე ამას კი თავის მხრივ მოსდევს საკომუტაციო ურთიერთობების (განსაკუთრებით სატრანზიტო ხაზებზე) შესაბამისი გართულება, რასაც ხელს უწყობს ქსელის არხებში რიგების გადანაწილების ავტომატიზაციის არასაკმარისი დონეც. ყოველივე ეს განაპირობებს მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადების მართვაში გარკვეულ სიძნელებებს, რასაც ამძაფრებს საკომუტაციო სტრუქტურების იძულებითი იერარქიულობის შემოტანის აუცილებლობაც. ამის დასადასტურებლად მოვიყვანოთ შემდეგი მაგალითები: დავუშვათ, რომ რომელიმე კლიენტის კომპიუტერი კორპორაციის რომელიმე ერთი ჯგუფიდან უქმნის მეტად ინტენსიურ ტრაფიკს სერვერს, რომლის მომსახურებოდაც სარგებლობს აგრეთვე მეორე ჯგუფიც. თუ გამოვალთ მხოლოდ ტრაფიკის შესაბამისი დონის შენარჩუნების საჭიროებიდან, ტრაფიკის პულსაციების თავიდან

ასაცილებლად ეს ორი კვანძი (კლიენტისა და სერვერის) სასურველია გააერთიანოს მაღალი წარმადობის ერთმა კომპუტატორმა. მაგრამ ყოველთვის ეს ვერ ხერხდება, ვინაიდან ყველა დაშორებული მუშა ჯგუფების შემაერთებელი კავშირების აღჭურვა ძვირადღირებული კომპუტატორებით დიდ ფინანსურ დანახარჯებს მოითხოვს და პრაქტიკულად ეს შეუძლებელიცაა სატრანზიტო კვანძების დიდი რაოდენობიდან გამომდინარე (რომლებიც მილიონობითაა ქსელურ გლობალურ გაერთიანებებში). ამიტომ დღეს-დღეობით მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადების მართვის გასაადვილებლად, ხშირად მიმართავენ მიკროსეგმენტაციას. ეს ნიშნავს იმას, რომ ცალკეული კომპიუტერი მიუერთდება არა რომელიმე დაყოფილ სეგმენტს, არამედ კომპუტატორის ცალკეულ პორტს (თანაც მაღალსიჩქარიან პორტს).

საინფორმაციო ნაკადების მართვისას პაკეტების გადაადგილების ამგვარი მეთოდის ნაკლოვანებად უნდა ჩაითვალოს ის, რომ ტრაფიკი გადის უფრო რთულ გზას, ე.ი. მონაცემებს (საინფორმაციო ნაკადმა) უნდა გაიაროს სხვადასხვა ჯგუფის ორი ლოკალური კომპუტატორი მაინც და პლიუს ამას საჭიროა კიდევ ერთი დამატებითი კომპუტატორი, რომელიც ჰოსტის საბოლოო ადგილზე შეართებს ამ ჯგუფებს. ასეთი “იძულებითი იერარქია” ამგვარი მომენტი სათვის აღმოჩნდება უფრო “მნიშვნელოვანი”, ვიდრე ტრაფიკის ერთ ტრაექტორიაზე სრული გავლა. ამიტომაც არის, რომ ქსელში კვანძების შესამჩნევი ზრდა ამგვარი სტრუქტურების გამოყენების დროს “თავსატყვის” უჩენს ქსელის ინტეგრატორს იმ თვალსაზრისით, რომ მან უნდა შეასრულოს მეტად შრომატევადი ამოცანა, რომელიც ითხოვს მის ხელთ არსებულ კომპუტატორებზე პორტების დამატებას (რა თქმა უნდა თუ მის განკარგულებაში მყოფი საკომპუტაციო მოწყობილობები იძლევა მის ტექნიკურ შესაძლებლობას) ან საჭიროა დამატებული იქნას ახალი კომპუტატორი, რაც ასევე ქმნის გარკვეულ (ფინანსური ხასიათის) პრობლემას. მას ემატება ის პრობლემაც, რომ ქსელის მრავალდონიანი სტრუქტურების სიჭარბე უზრუნველყოფილი უნდა იყოს საჭირო გამტარუნარიანობის მქონე კავშირებითაც (შემაერთებელი არხებითაც). ინტენსიური ტრაფიკის დროს (მაგალითად, კორპორაციაში სამუშაო დატვირთვის პიკურ საათებში) რაც უფრო მაღალია იერარქიული დონე, მით უფრო იზრდება მონაცემთა ცალკეული ნაკადების რაოდენობა ქსელის იმ არხებში, რომლებიც აკავშირებენ კომპუტატორებს (ე.ი. სატრანზიტო კომპუტატორებს). ამისათვის საჭიროა დამუშავდეს ისეთი პროექტები, რომლებიც პრობლემებს გადაწყვეტენ ოპტიმალურად. ისინი გათვლილი იქნებიან ტრაფიკის განაწილების ნებისმიერ ხასიათზე და კავშირის არხების წარმადობა (და შესაბამისად კომპუტატორებისა და მარშრუტიზატორების პორტები) ქსელის ზედა დონეებისათვის უნდა შეირჩეს უფრო მაღალი, ვიდრე დაბალი დონეებისათვის (ამჟამად Ethernet/Fas Ethernet/Gigabit Ethernet პროტოკოლების ოჯახი სთავაზობენ ქსელის ინტეგრატორებს შესაბამისად 10/100/1000 მბიტ/წმ სიჩქარეების იერარქიას). [1]

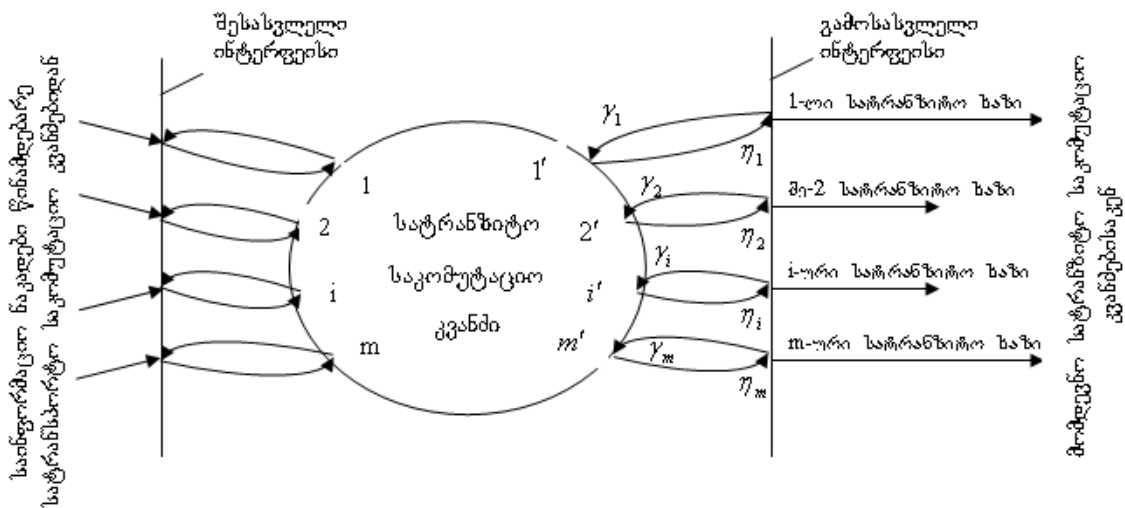
გადატვირთული ცალკეული რეჟიმებისათვის ასევე ქსელის მუშაობის პიკის საათებში პულსირებული ტრაფიკის ოპტიმალური რეგულირებისათვის ბოლო პერიოდში ხშირად მიმართავენ კომპუტატორებსა და მარშრუტიზატორებს, რომლებსაც გააჩნიათ მოდულური შესრულება (უფრო ზუსტად, შესაბამის მოწყობილობებში დამატებითი მოდულების ჩაშენების შესაძლებლობა). ეს საშუალებას აძლევს ქსელის ინტეგრატორს შეცვალოს პორტების ტიპი და შესაბამისად არხების სიჩქარეებიც. ეს გამოწვეულია, როგორც ავნიშნეთ იმ გარემოებით, რომ საჭირო ხდება მიმდინარე ტრაფიკის ინტენსიობის ზუსტი შესაბამისობის მიღწევა პორტების სიჩქარეებთან (ე.ი. საკომუტაციო მოწყობილობების გამოსასვლელი ინტერფეისის პორტების სიჩქარეებთან). მიუხედავად ამისა, როგორც იტყვიან, პრობლემები მაინც რჩება პრობლემებად. მათ დასაძლევად ძალზე მნიშვნელოვანია საკომუტაციო მეურნეობაში ახალი მიდგომების დამუშავება, რომელთაგან ერთ-ერთის არსი გადმოცემულია წარმოდგენილი სტატიის მომდევნო (ძირითად) ნაწილში.

2. ძირითადი ნაწილი

წარმოდგენილი სტატიის შესავალში მითითებული პრობლემის გადაწყვეტის ერთ-ერთ ოპტიმალურ მიდგომად უნდა ჩაითვალოს კომპიუტერულ ქსელებში სატრანზიტო საკომუტაციო მოწყობილობებით ქსელურ გაერთიანებებში პაკეტების მიმდებ-გადამცემი ტექნოლოგიური ხაზების (კვანძთაშორისი არხების) მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადებით მაქსიმალურ დატვირთვისას (კვანძის მოწყობილობების სწრაფქმედების გათვალისწინებით) გამოსასვლელ ინტერფეისებზე გასაცემი პაკეტების ოპტიმალური თანმიმდევრობების შერჩევის ამოცანის თეორიული და პრაქტიკული ასპექტების წარმატებით გადაწყვეტა. ეს საშუალებას მოგვცემს დამუშავებული იქნას საინფორმაციო ნაკადების ქსელში ელექტრული ტრანსპორტირების ოპტიმალური გადაწყვეტის უფრო ეფექტური ალგორითმები, ვიდრე ეს შეინიშნება დღეს-დღეობით. განვიხილოთ მოდელი, რომელიც აღწერს სატრანზიტო საკომუტაციო კვანძის შესასვლელი (m) და გამოსასვლელი (m') პორტების ურთიერთკავშირს, ასევე მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადებში შემაგალი n პაკეტების განაწილების პროცედურებს გამავალი ინტერფეისის m' ხაზებს შორის. ნაკადში შემაგალი პაკეტების სიმრავლე აღვნიშნოთ, როგორც $G = \{g_j, 1 \leq j \leq n\}$, ამასთან წინასწარ ვვულისხმობთ, რომ მრავალარხიანი კავშირის i - ური ხაზებისათვის $i = \overline{1, m}$ უკვე ცნობილია მათი მაქსიმალური გამტარუნარიანობა, ე.ი. დროის ერთეულში გასატარებელი პაკეტების მაქსიმალური რაოდენობა. ავნიშნოთ ეს როგორც $G_i, |G_i| = n_i$. ამასთან G_i სიმრავლიდან საკომუტაციო სისტემაში პაკეტების რიგში S -იურ ადგილებზე განაწილებისათვის მოცემულია შესრულების მაქსიმალური დრო β_i , $S = \overline{1, n_i}$ ჩამოვყალიბოთ ზოგიერთი მოთხოვნა პაკეტების განაწილების შესახებ, მათ შორის მთავარია

ის, რომ თითოეული g_j $j = \overline{1, n}$ არ უნდა წყდებოდეს მის სრულად დამთავრებამდე. ამასთან ვთვლით, რომ კვანძთაშორისი კავშირის i -ური ხაზები ფუნქციონირებს ერთმანეთისაგან დამოუკიდებლად. ისინი შესაძლებელია განსხვავდებოდეს ან არ განსხვავდებოდეს ერთმანეთისაგან მათი სწრაფქმედებისა და გამტარუნარიანობით.

გაზრდილი ტრაფიკის (ძირითად პიკურ დროში) რეგულირების მიზნით საკომუტაციო კვანძის ძირითადი ფუნქცია მდგომარეობს იმაში, რომ აწარმოოს პაკეტების გადაწვლილება გამავალ პორტებს შორის ისეთნაირად, რომ მიმდინარე მომენტში კავშირის i -ური ხაზები უზრუნველყოფილ იყოს დატვირთვის მისაღები ღონით g_{i_s} რაოდენობის პაკეტების გასანაწილებლად γ_{i_s} დროში $i = \overline{1, m}$, $S = \overline{1, n_i}$. γ_{i_s} დროის განმავლობაში i -ურ ხაზზე გადაეცემა პაკეტების გარკვეული სიმრავლე g_{i_s} და მათი (პაკეტების) ჩაბარებისთანავე დანიშნულების ადგილიდან (ეს შეიძლება იყოს მეზობელი სატრანზიტო კვანძი ან პოსტის საკომუტაციო მოწყობილობა) უკუმიმართულებიდან (მიმღებიდან წყაროსაკენ) დასტურის შეტყობინება η_{i_s} დროის განმავლობაში. ეს იმას ნიშნავს, რომ საკომუტაციო კვანძებში მორიგი ნაკადის, ე.ი. პაკეტების მორიგი სიმრავლის განაწილება არ შეიძლება დაწყებული იქნეს მეზობელ (უახლოეს) კვანძში მათი ჩაბარების მომენტის დამთავრებამდე, ე.ი. სანამ წყარო-კვანძის მიერ არ იქნება მიღებული დადასტურება უახლესი მიმღები-კვანძის ადგილიდან, იხარჯება რა ამ უკუგზაზე η_{i_s} დროის ერთეული. ეს დადასტურება შეიძლება შეიცავდეს როგორც დადებით, ისე უარყოფით შეტყობინებებს პაკეტების შესაბამისად კორექტულად ან არაკორექტულად (შეცდომებით ან დამახინჯებით) მიღების შესახებ. ამ უკანასკნელის შემთხვევაში წყარო-კვანძი ხელახლა აგზავნის პაკეტებს დანიშნულების ადგილისაკენ.



1, 2, . . . , i, . . . , m – საკომუტაციო კვანძის შესასვლელი პორტები
 1', 2', . . . , i', . . . , m' – საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელი პორტები
 ნახ.1. სატრანზიტო საკომუტაციის კვანძი

საკომუტაციო სატრანზიტო კვანძი, რომელიც შესასვლელ და გამოსასვლელ ინტერფეისებზე არეგულირებს თითოეული i -ური ხაზის დატვირთვას, ნაჩვენებია 1-ელ ნახაზზე.

საჭიროა განვსაზღვროთ საკომუტაციო კვანძით (საკომუტაციო მოწყობილობებით) კავშირის სატრანზიტო i -ური ხაზების დატვირთვის ისეთი წესი, რომელიც უზრუნველყოფს პაკეტების გადაცემის მინიმალურ დროს თავისი გამოსასვლელი პორტებიდან მეზობელი საკომუტაციო კვანძის შესასვლელ ინტერფეისზე.

საინფორმაციო ნაკადების განაწილების მოცემულ მომენტში სატრანზიტო საკომუტაციო კვანძში გარკვეული პრიორიტეტული ნიშნებით ფორმირდება პაკეტების რიგი საკომუტაციო მოწყობილობების გამოსასვლელ ინტერფეისთან დაკავშირებულ i -ურ ხაზებში გადასაცემად. პაკეტის რიგის ფორმირების ტექნოლოგიური პროცესი მდგომარეობს პაკეტების გადანაცვლებათა წარმოქმნაში (სპეციალური პროგრამით). პაკეტების რიგში ადგილმდებარეობათა ცვლილებების პროგრამა მოიცემა π თანმიმდევრობის ფორმირებისათვის : $\pi = (j_1, j_2, \dots, j_k, \dots, j_n)$, სადაც $j_k - G$ სიმრავლის კომპონენტების ინდექსებია.

ნებისმიერად ფორმირებულ π გადანაცვლების თითოეულ ელემენტს შევუსაბამოთ პარამეტრი

$$b_{i,j_k} = \begin{cases} \beta_{i_k} & , \text{თუ } K\text{-ური პაკეტი } \pi \text{-ში ეკუთვნის } G_i\text{-ს ; წინააღმდეგ შემთხვევაში,} \\ 0 & \end{cases}$$

მაშინ ჩვენს წინაშე დასახული ამოცანის მიზნობრივი ფუნქცია მიიღებს სახეს

$$Q(\pi) = \max[S, W(\pi)], \quad \text{სადაც } S = \sum_{k=1}^n \gamma_k + \sum_{k=1}^n \eta_k ,$$

$$W(\pi) = \max_{1 \leq i \leq m} \max_{1 \leq l \leq n} \left(\sum_{k=1}^l \gamma_{j_k} + \sum_{k=1}^{l-1} \eta_{j_k} + \sum_{k=l}^n b_{i,j_k} \right)$$

ამ გამოსახულებაში γ_{j_k}, η_{j_k} და b_{i,j_k} - დროითი სიდიდეების გამომსახველი მთელი არაუარყოფითი რიცხვების სიმრავლეა.

საკომუტაციო კვანძიდან პაკეტების i -ურ ხაზზე (ნახ.1) მიწოდების დრო საკმაოდ რთული გამოსათვლელია, რომელიც საჭიროა $g_i, i = \overline{1, m}, S = \overline{1, n_i}$ ნაკადის განაწილებისათვის, ვინაიდან მასში გათვალისწინებულ უნდა იქნეს როგორც ტრანზიტის წყარო-კვანძიდან მიმღებ-კვანძამდე პაკეტების გადაცემის დროის პარამეტრები, ასევე დროითი პარამეტრები i -ური ხაზით გადაცემული პაკეტების დანიშნულების ადგილისაკენ მიღების დასტურის უკუმიმართულებით შეტყობინებისათვის. შესაძლებელია ადგილი ჰქონდეს ტოლობასაც, ე.ი. პაკეტების ჩაბარების დრო ემთხვეოდეს დასტურის შეტყობინების დროს. ამგვარად, საკომუტაციო კვანძში შესაძლებელია ისეთი განაწილების მიღება,

რომლის დროსაც მინიმიზირდება ფუნქციონალი $Q(\pi)$, $\gamma_{i_s} = \eta_{i_s}$, $i = \overline{1, m}$, $S = \overline{1, n_i}$ პირობების დროს [2,3].

ამგვარად, საკომპუტაციო კვანძში პაკეტების განაწილების ტექნოლოგიური პროცესის მთავარი ამოცანა (დროითი დანახარჯების მინიმიზაციის თვალსაზრისით) მდგომარეობს π გადაადგილების (გასანაწილებელი პაკეტების რიგითობის დადგენის) ოპტიმალური სახის რიგითობის (π^*) დადგენაში, რომელიც შეესაბამება $W(\pi)$ ფუნქციონალის მინიმუმს, ე.ი. π^* გადაანაცვლება უნდა მოახდინოს

$$W(\pi) = \max_{1 \leq i \leq m} \max_{1 \leq l \leq n} \left(\sum_{k=1}^l \gamma_{j_k} + \sum_{k=1}^{l-1} \eta_{j_k} + \sum_{k=l}^n b_{i_{j_k}} \right) \quad (1)$$

ფუნქციონალის მინიმიზირებაში.

დავუშვათ $m=1$, ე.ი. საკომპუტაციო კვანძი ემსახურება მხოლოდ ერთ სატრანზიტო სახს, მაშინ

$$W(\pi) = \max_{1 \leq l \leq n} \left(\sum_{k=1}^l \gamma_{j_k} + \sum_{k=1}^{l-1} \eta_{j_k} + \sum_{k=l}^n \beta_{j_k} \right) \quad (2)$$

და თუ პარამეტრი γ_k -ს მნიშვნელობა დამოკიდებულია მხოლოდ ტექნოლოგიური სახის სიგრძეზე (ე.ი. მანძილზე ორ მეზობელ სატრანზიტო საკომპუტაციო კვანძებს შორის), მაშინ $\gamma_j = \gamma$, $k = \overline{1, n}$

განვიხილოთ ორი მტკიცება

მტკიცება 1. (2) ფუნქციონალის მინიმიზაციის ამოცანის შესრულება შესაძლებელია, როცა განსაზღვრულია სიდიდეები γ_i და $\beta_i - \gamma_i$, $i = \overline{1, n}$.

დამტკიცება. დავუშვათ $B = \sum_{i=1}^n \beta_i$. ასეთ შემთხვევაში (2) აქვს შემდეგი სახე:

$$\begin{aligned} W(\pi) &= \max_{1 \leq l \leq n} \left(\sum_{k=1}^l 2\gamma_{j_k} + \sum_{k=l+1}^{l-1} \beta_{j_k} + \beta_{j_l} - \gamma_{j_l} \right) = \\ &= \max_{1 \leq l \leq n} \left[\sum_{k=1}^l \gamma_{j_k} + B + \sum_{k=1}^{l-1} (\gamma_{j_k} - \beta_{j_k}) \right] = B + W'(\pi) \quad \sum_{j=1}^n \gamma_j = A \end{aligned}$$

$$a_{i_{j_k}} = \begin{cases} \max(0, \beta_{i_k} - \gamma_{j_k}), & \text{თუ } K\text{-ური პაკეტი ეკუთვნის } G_i \text{ სიმბრავლეს} \\ 0 & \text{წინააღმდეგ შემთხვევაში,} \end{cases}$$

$$\text{სადაც } W(\pi) = \max_{1 \leq l \leq n} \left[\sum_{k=1}^l \gamma_{j_k} - \sum_{k=1}^{l-1} (\beta_{j_k} - \gamma_{j_k}) \right]$$

წარმოადგენს მიზნობრივ საძიებელ ფუნქციას.

მტკიცება 2. ამ მტკიცებისათვის განვიხილოთ შემდეგი შემთხვევა.

დავუშვათ π^* - ისეთი თანმიმდევრობაა, რომ

$$V(\pi^*) = \min_{\pi} V(\pi) = \max_{1 \leq i \leq n} \max_{1 \leq l \leq n} \left(\sum_{k=1}^l \gamma_{j_k} + \sum_{k=l}^n a_{i_{j_k}} \right),$$

მაშინ π^* ახდენს (1)-ის მინიმიზაციას.

დამტკიცება. ქსელში გადასაცემი პაკეტების საკომპუტაციო კვანძის ბუფერში ნებისმიერი π გადანაცვლებისათვის განვსაზღვროთ ისეთი ინდექსები

$i_0 \in \{1, 2, \dots, m\}$, $\ell_0 \in \{1, 2, \dots, n\}$, რომ

$$\begin{aligned} W(\pi) &= \max_{1 \leq i \leq m} \max_{1 \leq l \leq n} \left(\sum_{k=1}^l \gamma_{j_k} + \sum_{k=1}^{\ell_0-1} \gamma_{j_k} + \sum_{k=\ell_0}^n b_{i_{j_k}} \right) = \\ &= \sum_{k=1}^{\ell_0} \gamma_{j_k} + \sum_{k=1}^{\ell_0-1} \gamma_{j_k} + \sum_{k=\ell_0}^n b_{i_0_{j_k}} \end{aligned}$$

გავითვალისწინებთ რა ზემოთ შემოტანილ აღნიშვნებს (ინდექსებს) და 1-ელ მტკიცებაში ნაჩვენებ ტოლობას, მივიღებთ

$$\begin{aligned} W(\pi) &= \max_{1 \leq i \leq m} \max_{1 \leq l \leq n} \left(\sum_{k=1}^l \gamma_{j_k} + \sum_{k=1}^{\ell_0-1} \gamma_{j_k} + \sum_{k=\ell_0}^n b_{i_{j_k}} \right) + A = \\ &= \max_{1 \leq i \leq m} \max_{1 \leq l \leq n} \left(\sum_{k=1}^l \gamma_{j_k} + \sum_{k=1}^{\ell_0-1} a_{j_k} \right) + A = V(\pi) + A \end{aligned}$$

ამით ეს მტკიცება დამტკიცებულია.

(1) გამოსახულების მინიმიზაციისათვის საკმარისია თითოეული β_j -სთვის, $j = \overline{1, n}$ განისაზღვროს $\max(0, \beta_j - \gamma_j)$ და მოიძებნოს ისეთი გადაადგილება, რომელიც მოგვცემს $V(\pi)$ -ის მინიმუმს.

ამგვარად, $\pi_s = \pi_s^*$ რაღაც V საზღვრისათვის წარმოადგენს ოპტიმალურ გადანაცვლებას, რომლის დროსაც $W(\pi) = W(\pi^*)$.

3. დასკვნითი ნაწილი

კომპიუტერული ქსელური ტექნიკის განვითარებასთან ერთად განუწყვეტლივ იზრდება ქსელთან მიერთებული კვანძების (როგორც მომხმარებელთა მუშა სადგურების - პერსონალური კომპიუტერების, ასევე სერვერული მენიფრემების) რიცხვი და მათი მემკვიდრით ქსელური სერვისების

მომხმარებელთა საერთო რაოდენობა. ეს უკანასკნელი თავის მხრივ იწვევს ქსელის არხებში გადასაცემი საინფორმაციო ნაკადების ინტენსიობის მკაცრ ცვლილებებს, კერძოდ მის ამადლებას, რასაც ქსელის მუშაობის პიკური დროის მომენტში თან სდევს კლიენტ-სერვერული პაკეტების მიმღებ-გადამცემ რგოლში ჭარბი დატვირთვების წარმოქმნა. ასეთ დროს ქსელში საკომუტაციო სისტემების შესასვლელ ინტერფეისში წარმოიქმნება ჰოსტის კომპიუტერებისაკენ ქსელის არხებში გადასაცემი პაკეტების გარკვეული სიგრძის რიგები. ეს უკანასკნელი კი, როგორც წარმოდგენილი სტატიის შესავალ ნაწილში აღვნიშნეთ, იწვევს ქსელის რეაქციის დაქვეითებას მისი აბონენტების მხრიდან სხვადასხვა მომსახურების განაცხადებზე, რაც ძირითადად გამოიხატება მომხმარებელთა მოთხოვნებზე პასუხების დაგვიანებაში.

წარმოდგენილ სტატიაში დამუშავებული მოდელის საფუძველზე ნაჩვენებია კომპიუტერულ ქსელებში კვანძთაშორისი არხების მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადებით მაქსიმალური დატვირთვისას ტრაფიკის ოპტიმალური რეგულირების ახალი მიდგომები. განხილულია კომუტატორის გამოსასვლელ ინტერფეისებზე გადასაცემი პაკეტების ოპტიმალური თანმიმდევრობის შერჩევის ამოცანის თეორიული და პრაქტიკული ასპექტები, რომლებიც საშუალებას იძლევიან შემდგომში შემუშავებული იქნას პაკეტების განაწილების ეფექტური ალგორითმი.

ლიტერატურა

1. Спортак М., Паппас Ф. и др. Компьютерные сети и сетевые технологии, изд. Diasoft, Москва - Санкт – Петербург- Киев 2002
2. Gabashvili N.V., Natroshvili O.G., Gogichaishvili L.I. and Robitashvili G.A. Optimum methods for distribution of information flows of high intensity in the network. GEN, №1, 2005.
3. Габашвили Н.В., Натрошвили О.Г., Робиташвили Г.А. Методы регулирования трафика Компьютерных сетей в условиях „пульсации“ информационными потоками высокой интенсивности. GEN, №2, 2005.

OPTIMAL METHODS OF DISTRIBUTION IN NETWORK SYSTEMS AT HIGH INTENSITY DATA STREAM

Natroshvili Otar, Choshtaria Cisana, Natroshvili Nino, Choshtaria Simon
Georgian Technical University

Summary

Processed by high intensity client-server data, methods of optimal packet distribution at output interfaces of switching nodes in computer networks at overflows.

ОПТИМАЛЬНЫЕ МЕТОДЫ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ НАГРУЗКИ В СЕТЕВЫХ СИСТЕМАХ ПРИ НАЛИЧИИ ИНФОРМАЦИОННЫХ ПОТОКОВ ВЫСОКОЙ ИНТЕНСИВНОСТИ

Натрошвили О.Г, Хоштария Ц.Н., Натрошвили Н.О., Хоштария С.Н.
Грузинский Технический Университет

Резюме

Разработаны оптимальные методы распределения пакетов на выходных интерфейсах коммутационных узлов при избыточных нагрузках клиент-серверной информацией высокой интенсивности.