

საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი

ლევან ინჯია

სატელეკომუნიკაციო სისტემებში ტექნიკური და
ტექნოლოგიური მომსახურების ოპტიმალური ვარიანტების
შერჩევა და სტრატეგიის შემუშავება

წარდგენილია დოქტორის აკადემიური ხარისხის მოსაპოვებლად

სადოქტორო პროგრამა “ტელეკომუნიკაცია” შიფრი 0402

საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი
თბილისი, 0175, საქართველო
დეკემბერი 2014 წელი

საავტორო უფლება ©2014 წელი, ლევან ინჯია

თბილისი

2014 წელი

საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი
ენერგეტიკისა და ტელეკომუნიკაციების ფაკულტეტი

ჩვენ, ქვემოთ ხელის მომწერი ვადასტურებთ, რომ გავეცანით ლევან ინჯიას მიერ შესრულებულ სადისერტაციო ნაშრომს დასახელებით: “სატელეკომუნიკაციო სისტემებში ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ოპტიმალური ვარიანტების შერჩევა და სტრატეგიის შემუშავება” და ვაძლევთ რეკომენდაციას საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტის ენერგეტიკისა და ტელეკომუნიკაციების ფაკულტეტის სადისერტაციო საბჭოში მის განხილვას დოქტორის აკადემიური ხარისხის მოსაპოვებლად.

თარიღი -----

ხელმძღვანელი პროფესორი:

მ. ქურდაძე

რეცენზენტი პროფესორი:

რ. სამხარაძე

რეცენზენტი პროფესორი,

ვ. აბულაძე

საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი
2014 წელი

- ავტორი : ინჯია ლევანი
- დასახელება : „სატელეკომუნიკაციო სისტემებში ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ოპტიმალური ვარიანტების შერჩევა და სტრატეგიის შემუშავება“.
- ფაკულტეტი : ენერგეტიკის და ტელეკომუნიკაციის
- აკადემიური ხარისხი: დოქტორი
- სხდომა ჩატარდა: “ — “ ----- , 2015 წ.

ინდივიდუალური პიროვნებების ან ინსტიტუტების მიერ შემომოყვანილი დასახელების დისერტაციის გაცნობის მიზნით მოთხოვნის შემთხვევაში მისი არაკომერციული მიზნებით კოპირებისა და გავრცელების უფლება მინიჭებული აქვს საქართველოს ტექნიკურ უნივერსიტეტს.

ლ. ინჯია

ავტორის ხელმოწერა

ავტორი ინარჩუნებს დანარჩენ საგამომცემლო უფლებებს და არც მთლიანი ნაშრომის და არც მისი ცალკეული კომპონენტების გადაბეჭდვა ან სხვა რაიმე მეთოდით რეპროდუქცია დაუშვებელია ავტორის წერილობითი ნებართვის გარეშე.

ავტორი ირწმუნება, რომ ნაშრომში გამოყენებული საავტორო უფლებებით დაცული მასალებზე მიღებულია შესაბამისი ნებართვა (გარდა იმ მცირე ზომის ციტატებისა, რომლებიც მოითხოვენ მხოლოდ სპეციფიურ მიმართებას ლიტერატურის ციტირებაში, როგორც ეს მიღებულია სამეცნიერო ნაშრომების შესრულებისას) და ყველა მათგანზე იღებს პასუხისმგებლობას.

რეზიუმე

წარმოდგენილ ნაშრომში განხილულია სატელეკომუნიკაციო სისტემებში ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ოპტიმალური ვარიანტების შერჩევა და ახალი სტრატეგიის შემუშავების საკითხები, ქსელის ჭარბი პიკური დატვირთვებით გამოწვეულ რეჟიმებში მუშაობის დროს.

ნაშრომში ხაზგასმულია, რომ სატელეკომუნიკაციო ტექნოლოგიების სრულყოფაში ბოლო წლებში აშკარად შეინიშნება მნიშვნელოვანი ევოლუციური ცვლილებები. განსაკუთრებით ეს ეხება კომპიუტერულ ქსელურ სისტემებს, რომლებიც განუწყვეტლივ ფართოვდება. ქსელის საკომუნიკაციო კვანძებს შორის ოპტიკურ-ბოჭკოვანი კავშირის ხაზებში საინფორმაციო ნაკადები მნიშვნელოვნად იზრდება. რაც ხელს უწყობს ჭარბი დატვირთვების წარმოქმნას კომპიუტერული სისტემების მუშაობის პიკურ მომენტებში. კომპიუტერული ქსელების მუშაობის გადატვირთულ რეჟიმებს ხშირად თან სდევს მთლიანი სისტემის სწრაფქმედების შენელება, შეინიშნება მისი წარმადობის დაცემა. ასეთი მოვლენა აქვეითებს ქსელის რეაგირებას განაცხადებზე სხვადასხვა სერვისული მომსახურების მისაღებად.

ქსელური სისტემის მომსახურებას პრობლემის უკეთ გადაწყვეტისათვის მიზანშეწონილია მართვის სპეციალიზირებული აპარატურულ-პროგრამული საშუალებების ქსელური ანალიზატორების ფუნქციონირების ალგორითმების შემუშავება და გამოკვლევა, რომლებსაც ექნებათ ახალი ტექნიკური შესაძლებლობები (რომლებიც მოახდენენ ჭარბი პაკეტების გადაცემების რეგულირების ახალი მეთოდების გამოყენებას). საკუთარი პროგრამული უზრუნველყოფის გარდა ისინი ადჭურვილი იქნებიან ახალ ოპტოელექტრონული ტექნიკის ბაზაზე რეალიზებული ფუნქციონალური მოწყობილობებით.

ქსელურ ანალიზატორებს ეფექტურად შეუძლიათ მართონ დიდი ზომის საინფორმაციო ნაკადები, ოპერაციულად გამოყონ კომპუტატორების შიგა ბუფერული ოპერატიული მეხსიერების საჭირო ტევადობები გადასაცემაში პაკეტების ჭარბი დეიტაგრამების დროის პიკურ მომენტებში მოკლევადიანი დამახსოვრებისათვის, დაიცვა მათი განაწილების პრიორიტეტული ნიშნები მართვადი რიგების ფორმირების დროს. ოპტიმალურად შეუძლიათ გადაწყვიტონ საკომუნიკაციო პრობლემები, ვიდრე ეს შეუძლიათ გადაწყვიტონ ამჟამად გამოყენებულ მეთოდებსა და საშუალებებს.

მიზანშეწონილია ისეთი ანალიზატორების შემუშავება და ქსელებში მათი გამოყენება, რომლებიც რეაგირებენ როგორც ოპტიკურ, ისე ელექტრონულ სიგნალებზე, მათი ფუნქციონალური კვანძები სასურველია იყვნენ ოპტოელექტრონული სახის, შეითავსონ ერთდროულად გარდაქმნისა და დამუშავების ფუნქციები. ანალიზატორის ასეთი კომბინირებული გადაწყვეტა მოახდენს როგორც დროით, ისე მატერიალური დანახარჯების ეკონომიას. რაოდენ ეფექტურად იქნება გამოყენებული ასეთი შესრულების მქონე ანალიზატორები, მასზე იქნება დამოკიდებული მთლიანი ქსელური სისტემის ფუნქციონირების ეფექტურობა.

აღნიშნულია, რომ ქსელის მუშაობის ეფექტურობის მრავალ კრიტერიუმს შორის ქსელის მომსახურების მთავარი მიზნიდან გამომდინარე, დიდი მნიშვნელობა აქვს საინფორმაციო ნაკადების გადამცემა არხების სიჩქარეების გაზრდას, რომლებიც შეიცავენ პაკეტების დიდ

რაოდენობას. ტრაფიკის განტვირთვის პრობლემების გადაწყვეტა, ე.ი. პულსაციების ჩახშობა შესაძლებელია ქსელის კვანძების კომპუტატორ-მარშრუტიზატორებში პაკეტების დიდი სიმრავლის საკომუტაციო საქმიანობის უკეთ რეგულირების გზით, რაც შეადგენს ქსელური სისტემის ეფექტური ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ძირითად მიზანს. დღის წესრიგში დგება საჭიროება: შემუშავდეს ნაკადების დიდი სიმრავლის ქსელში გადაცემების რეგულირების ახალი მეთოდები; მოსალოდნელი კრიტიკული ქსელური სიტუაციების სწრაფი კონტროლისა და ანალიზის უფრო ეფექტური საშუალებები; უფრო ეფექტური ალგორითმების შემუშავება და დანერგვა, რომლებიც მეტ-ნაკლებად ოპტიმალურად გადაწყვეტენ ზემოთაღნიშნულ პრობლემებს.

ნაშრომში განსაკუთრებით საზღვასმულია, რომ მართვის დამხმარე ქსელურ ინსტრუმენტებს შორის განსაკუთრებულ ადგილს იკავებს მიმდინარე ქსელური სიტუაციების სპეციალიზირებული ანალიზატორის შექმნა, რომელიც სპეციალისტებს დაეხმარება ეფექტურად გადაწყვიტონ ძლიერდატვირთული სისტემის ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების საკითხები, განახორციელონ დიდი რაოდენობის (ჭარბი) პაკეტების გადაცემების მართვის ახალი სტრატეგია. ქედან გამომდინარე წარმოდგენილ სადისერტაციო ნაშრომში გამოკვლეულია შემდეგი საკითხები: ფოკუსირებულია ქსელის მომსახურების ძირითადი მოთხოვნები, საკმაოდ დაწვრილებით გაანალიზებულია ქსელში კომპიუტერული ტრაფიკის გადატვირთვის ძირითადი მიზეზები; ასეთი გადატვირთვის შემთხვევების აღსაკვეთად ნაშრომში განსაკუთრებით საზღვასმულია საკომუტაციო სისტემების ეფექტური გამოყენების როლი და მნიშვნელობა, ჩატარებულია ურთიერთდამოკიდებულებების ანალიზი საინფორმაციო პაკეტების ინტენსიობების, პაკეტების წყარომიმდებამდე კავშირის ხაზებში მათი გადაცემის სიჩქარეებს შორის, რომლებიც გადაცემისას კვეთენ მრავალრიცხოვან კვანძებს; ფორმულირებულია ტრაფიკის პულსაციების რეგულირების პრობლემები; აღნიშნულია ჭარბი პაკეტების დაგროვების მიმდინარე სიტუაციების ანალიზის ამჟამად გამოყენებული მეთოდებისა და საშუალებების ნაკლოვანებები; დასაბუთებულია სპეციალიზირებული ანალიზატორის შემუშავებისა და გამოყენების მიზანშეწონილობა, რომელთა დახმარებით მოხდება პაკეტების დიდი სიმრავლის გადაცემის ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ახალი სტრატეგიის რეალიზაცია, გაანალიზდება რა მათი არსებობის (შეყოვნების) დროითი ხანგძლიობები სატრანზიტო/საკომუტაციო კვანძების შესასვლელ და გამოსასვლელ ინტერფეისებში; მოცემულია სპეციალიზირებული ანალიზატორის განმარტება, დანიშნულება და მათ მიერ შესრულებული ფუნქციები; განსაზღვრულია შემადგენლობა და სარეალიზაციო გზები სტრუქტურულ და სქემურ დონეებზე; დასაბუთებულია სპეციალიზირებული ქსელური ანალიზატორის ოპტოელექტრონული მეთოდებისა და საშუალებების შემუშავების მიზანშეწონილობა; ნაჩვენებია სატრანზიტო კვანძებში პიკურ საათებში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების დეიტაგრამების დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრის ოპტოელექტრონული მეთოდები და საშუალებები; აღწერილია სპეციალიზირებული მუშაობის ალგორითმები; შემოთავაზებულია იდეა ბუფერული მეხსიერების ინტეგრირებული სივრცის შექმნის, მისი ზონებად დაყოფისა და მათი გამოყენების შესახებ ქსელის მუშაობის დროის პიკურ მომენტებში ჭარბი პაკეტების ეფექტური განთავსებისათვის.

შემუშავებული და შემოთავაზებულია ჭარბი პაკეტების რიგების წონითი კოეფიციენტების შემოღება, ბუფერული ზონიდან მათი შემდგომი გაცემის პრიორიტეტების ციკლური გამოკითხვით; ჩატარებულია სპეციალიზირებული ანალიზატორისათვის შემუშავებული ალგორითმების მუშაუნარიანობის ექსპერიმენტული შემოწმება; აღნიშნულია დისერტაციის სამეცნიერო სიახლე და პრაქტიკული ღირებულება; ბოლო პარაგრაფში მოცემულია ნაშრომში ჩატარებული კვლევის შედეგად მიღებული შედეგების ზოგადი შეფასება; ცალკეული პუნქტების სახით მოკლედ ფორმულირებულია წარმოდგენილი ნაშრომის ძირითადი დასკვნები;

Summary

In work questions of a choice of optimum options and development of new strategy of technical and technological service of telecommunication computer network system at work in the overloaded modes caused by superfluous peak loadings are considered.

In work it is underlined that it is obviously noticed considerable evolutionary changes. Especially it concerns computer network systems which continuously extend. It is noticed that it causes considerable increase of quantity of information streams occurring superfluous loadings, especially, during the peak moments of work of computer systems.

Numerous references of this kind because of occurrence of redundancy of the traffic as are caused by considerable delay of speed and accordingly falling of productivity of the general network system as a whole. For the purpose of technical and technological service of networks, now in an agenda there is a necessity for the decision of such actual problem what efficient control transfers of information any packages and appointment at their crossing numerous knots of transit appointment more sharply. The best decision of problems of service of network system working out and research of functions specialized is expedient is hardware - software of network analyzers of the equation with new technical possibilities.

In network communication systems for management of information streams the computer techniques with the expanded functions is used, in communication channels digital methods and technologies of transfer of the message are widely used. The above-stated network analyzers can effectively operate information streams of the big dimension. They effectively can solve switching problems, than it is possible methods and means, now in use.

It is noticed that in existing transmitting links of computer networks information signals through fiberoptical cable lines are transferred in the optical form. After return transformation they in switchboards are processed and transferred in following transit switching knots. Proceeding from it working out and application in networks of such analyzers which react as optically, and with electric signals is expedient, it will be more effective functioning of all network system.

The big progress is noticed in working out and introduction of new technologies high-speed fiber - optical communication lines. Similar problems are especially sharply felt at the maximum loading of a network by information packages, The increase in probability of occurrence of critical situations or real existence in a computer network of the pulsing traffic is negatively reflected on overall performance of all system, and first of all on timely and reliable reception transfers of client-server packages.

The solution of a problem of unloading of the traffic is possible by the best regulation has put switch the big set of packages in switchboards/routers of knots of a network that makes a main objective of effective technical and technological service of network system. Probably, it is carried out by fast and optimum redistribution of transferred superfluous packages between other, less loaded segments of a network. Proceeding from it in an agenda to become necessity: workings out of new methods of settlement by transfers to networks of the big set of streams; creations more effective remedies of control and the fast analysis of expected critical network situations;

In work it is especially underlined that in auxiliary network tools of management the special place occupies creation of the specialized analyzer of current

network situations which will help experts to solve effectively questions of technical and technological service of strongly loaded system, to carry out new strategy of management of transfer big quantities (superfluous) packages. Proceeding from it, in the presented dissertational work following questions are investigated: principal causes of an overload of the computer traffic in a network are in detail enough analyzed; For prevention of cases of this overload in work the role and value of effective application of switching systems is especially underlined; Problems of regulation of a pulsation of the traffic are formulated; the expediency of working out and application of the specialized analyzer with which help it will be effective to be realized new strategy of technical and technological service by transfers big sets of packages is proved; The idea about creation and application of the integrated space of buffer memory and division by its zones for effective placing of superfluous packages during the peak moments of an operating time of a network is offered; experimental check of work of the developed algorithms for the specialized analyzer is spent; scientific novelty and practical value of the dissertation isn't; in the final paragraph the general estimation of the results of researches received in work is given; In the form of separate points the basic conclusions of the presented work are shortly formulated; in the end of the basic text of the dissertation the list of the used literature is resulted.

სარჩევი

შესავალი -----	15
ლიტერატურის მიმოხილვა, სამუშაოს შედეგები და მათი განსჯა -----	24
1 სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერულ სისტემებში მონაცემთა გადაცემა-მიღების ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ძირითადი მოთხოვნები. პრობლემის აქტუალობა და კვლევის ამოცანების დასმა -----	24
1.1. მონაცემთა გადაცემის სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული ქსელური სისტემების ტექნიკური და ტექნოლოგიური მოსახურების ძირითადი მოთხოვნები -----	24
1.2. კომპიუტერულ ქსელებში ჭარბი დატვირთვების მომსახურების ძირითადი სიძნელეები -----	28
1.3. ადმინისტრატორის სამსახურიდან ქსელის მომსახურების ინსტრუმენტული დამხმარე საშუალების სისტემის დატვირთვის აპარატურულ-პროგრამული სპეცანალიზატორის შემუშავების მიზანშეწონილობის დასაბუთება. ნაშრომის კვლევის კონკრეტული ამოცანების ფორმულირება -----	56
დასკვნა 1 თავის მიხედვით -----	65
2. კომპიუტერული ქსელის სატრანზიტო-საკომუტაციო ინტერფეისებში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრის სტრატეგიის შემუშავება. მისი გავლენა გადატვირთულ რეჟიმებში მომუშავე სისტემის მომსახურების ოპტიმალური ვარიანტების შერჩევაზე-----	66
2.1. სპეცანალიზატორის შემცველი კომპონენტების დახასიათება და მათი გამოყენება ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების გამოსათვლელად -----	66
2.2. გადასაცემი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრის მეთოდებისა და ოპტოელექტრონული საშუალებების შემუშავება -----	80
2.3. ჭარბი პაკეტების ჯამური ხანგძლიობების განსაზღვრის ეფექტური საშუალებების შემუშავება და რეალიზაცია -----	82
დასკვნები მე-2 თავის მიხედვით -----	110
3. სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული ქსელური სისტემის ტრაფიკის სიჭარბის მარეგულირებელი ალგორითმების შემუშავება. მათი მუშაუნარიანობის ექსპერიმენტული შემოწმება ---	111
3.1. სისტემის მომსახურებისას სატრანზიტო კვანძების კომუტატორების ბუფერული მეხსიერების ზონურ მონაკვეთებად დაყოფის მეთოდის შემუშავება. ჭარბი პაკეტების წონითი კოეფიციენტების შემოღება და გამოყენება -----	111

3.2	სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძებიდან ჭარბი პაკეტების გაცემის რიგითობის რეგულირების ეფექტური ალგორითმის შემუშავება -----	125
3.3.	ქსელური სისტემის მომსახურების ალგორითმების მუშაუნარიანობისა და მათი გამოყენების ეფექტურობის ექსპერიმენტული შემოწმება -----	134
	ექსპერიმენტის რეალიზაცია -----	136
	დასკვნები მე-3 თავის მიხედვით -----	162
	დასკვნა -----	163
	ლიტერატურა -----	165

ცხრილების ნუსხა

ცხრილი 1	მშოპმ ფარდული რეჟიმი. -----	87
ცხრილი 2	მშოპმ მარკერული რეჟიმი. -----	87
ცხრილი 3	ქსელურ ანალიზატორში დროითი ხანგრძლიობების შედარების ცხრილი -----	91
ცხრილი 4	მარშუტიზაციის ცხრილი.-----	118
ცხრილი 5	განაწილება ჭარბი პაკეტების პირველი ნაკადისათვის -----	140
ცხრილი 6	განაწილება ჭარბი პაკეტების მეორე ნაკადისათვის –	141
ცხრილი 7	განაწილება ჭარბი პაკეტების მესამე ნაკადისათვის –	142
ცხრილი 8	განაწილება ჭარბი პაკეტების მეოთხე ნაკადისათვის--	143
ცხრილი 9	განაწილება ჭარბი პაკეტების მეოთხე ნაკადისათვის--	144
ცხრილი 10	ანალიზატორის საწყისი მონაცემის ცხრილი. -----	146
ცხრილი 11	გამოსასვლელ ინტერფეისზე, ჭარბი პაკეტების თანამიმდევრობა.-----	148
ცხრილი 12	ანალიზატორის დროითი ხანგრძლიობები -----	151
ცხრილი 13	ჭარბი პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობა.-----	152

ნახაზებისა და სურათების ნუსხა

ნახ. 1	საკომუტაციო კვანძების განლაგება კომპიუტერულ ქსელში. -----	41
ნახ. 2	კომპიუტერული ქსელის i – ური კვანძი. -----	43
ნახ. 3	ანალიზატორის აპარატურის მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდული. -----	71
ნახ. 4	ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლიობების მიმდევრობითი ამჯამავი. -----	73
ნახ. 5	გამრავლების მოწყობილობის სტრუქტურული სქემა ---	75
სურ. 1	ოპტრონების შემადგენლობა და სქემატური აღნიშვნები. -----	86
ნახ. 6	მრავალფუნქციონალურ ათობით ოპტოელექტრონულ მოდულებში ოპტრონების განლაგება. -----	88
ნახ. 7	ოპტრონების განლაგება მრავალფუნქციონალურ მოდულში, რომლებიც მუშაობენ დროითი ხანგძლიობების “ფარდულ” რეჟიმში დამახსოვრებით (ა), “მარკერულ” რეჟიმში (ბ). -----	89
ნახ. 8	მოდულები. -----	90
ნახ. 9	მოდულების წყვილების სხვადასხვა ვარიანტები. -----	91
ნახ. 10	პაკეტების დროითი ხანგძლიობების შემადარებელი მოწყობილობის სტრუქტურული სქემა. -----	92
ნახ. 11	პაკეტების დროითი ხანგძლიობების სხვაობის გამო- მთვლელი მოწყობილობის სტრუქტურული სქემა. -----	93
სურ. 2	რეგენერაციულ რეჟიმში მომუშავე ოპტრონების პრინციპიალური სარეალიზაციო სქემა. -----	95
ნახ. 12	სიდიდეთა პარალელური შეკრების ხერხის სტრუქტურული სქემა. -----	99
ნახ. 13	ოპტოელექტრონული ანალიზატორის მუშაობის ილუსტრირება. -----	105

ნახ. 14	საკომუტაციო მულტიპროცესორული კვანძი ზონალურ მონაკვეთებად დაყოფილი ბუფერული მეხსიერებით. ---	118
ნახ. 15	ზონალურ სეგმენტებად დაყოფილი ბუფერული მეხსიერება. -----	119
ნახ. 16	ანალიზატორის მიერ ჭარბი ტრაფიკის პრიორიტეტულ კოეფიციენტებად დაყოფა გამტარუნარიანობის მითითებით. -----	123
ნახ. 17	წონითი კოეფიციენტების წრიული (ციკლური) გამოკითხვა. -----	124
ნახ. 18	სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისზე (გამოსა-სვლელ პორტებზე) ჭარბი პაკეტების გაცემის პრიორიტეტების განსაზღვრა (ალგორითმი 1). -----	132
ნახ. 19	სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისზე (გამოსა-სვლელ პორტებზე) ჭარბი პაკეტების გაცემის პრიორიტეტების განსაზღვრა (ალგორითმი 2). -----	133

გამოყენებული აბრევიატურების ნუსხა

აბრევიატურა	გ ა ნ მ ა რ ტ ე ბ ა	
QoS	Quality of Service	სერვისის ხარისხი
ISO	International Organization for Standartization	სტანდარტიზაციის საერთაშორისო ორგანიზაცია
IEC	International Electrotechnical Commission	საერთაშორისო ელექტროტექნიკური კომისია
VBR	Variable Bit Rate	ცვალებადი მონაცემთა გადაცემის სიჩქარე
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection	ქსელში სიმრავლითი შეღწევა კოლიზიების აღმოჩენით
MAC	Media Access Control	“გარემოში შეღწევის კონტროლი” ქსელური მოქცობილობის უნიკალური მისამართი
FIFO	First In, First Out	რეჟიმი “პირველი შემოვიდა

		პირველი გავიდა”. რომელი პაკეტიც შემოვიდა კვანძის კომპუტატორში პირველი, პირველად გადის ის პაკეტი.
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers	ელექტრონიკისა და ელექტროტექნიკის ინჟინერიის ინსტიტუტი
SPX	Sequenced Packet eXchange	“პაკეტების მიმდევრობით შეცვლის” პროტოკოლი
NCP	Network Control Protocol	ქსელის მართვის პროტოკოლი
RIP	Routing Information Protocol	მარშუტიზაციის საინფორმაციო პროტოკოლი
CDMA	Code Division Multiple Access	“მრავალი შეღწევალობა კოდური დაყოფით” მესამე თაობის მობილური ქსელი
FR	Frame Relay	კადრების რეტრანსლირება (დაგაცემა)
PDH	Plesiochronous Digital Hierarchy	“პლეზიოქრონული ციფრული იერარქია” გამოიყენება მონაცემთა გადაცემათა სისტემებში
SDH	Synchronous Digital Hierarchy	“სინქრონულ ციფრული იერარქია” გამოიყენება მონაცემთა გადაცემათა სისტემებში
WDM	Wavelength Division Multiplexing	არხების სპექტრული შემწიდროება
DWDM	Dense Wavelength Division Multiplexing	ხშირი არხების სპექტრული შემწიდროება
ATM	Asynchronous Transfer Mode	ასინქრონული მონაცემთა გადაცემის მეთოდი (სისტემა)
SLA	Service Level Agreement	შეთანხმება მომსახურების დონის შესახებ

შესავალი

ნაშრომის აქტუალობა. სატელეკომუნიკაციო სისტემებში, ტექნიკისა და ტექნოლოგიების სრულყოფაში აშკარად შეინიშნება მნიშვნელოვანი ევოლუციური ცვლილებები, რის გამოც თანამედროვე ეპოქას ხშირად და სრულიად სამართლიანადაც უწოდებენ კომპიუტერული სისტემისა და ქსელების თავბრუდამხვევი განვითარების ეპოქას. საზოგადოებრივი ცხოვრების დღევანდელ პირობებში ძალზე შესამჩნევად, თითქმის ყოველ დღე, იზრდება ქსელში ჩართული მუშა სადგურების (ძირითადად პერსონალური კომპიუტერების) და მათი მეშვეობით ქსელური სერვისების მომხმარებელთა საერთო რაოდენობა. ცხადია, მომხმარებელთა რიცხვის ასეთი განუწყვეტელი ზრდა თავის მხრივ იწვევს ქსელის არხებში გადასაცემი საინფორმაციო ნაკადების ინტენსიობის მკვეთრ ცვლილებებს, კერძოდ, მის ამადლებას, რასაც ქსელის მუშაობის პიკური დროის მომენტებში თან სდევს პაკეტების მიმდებ-გადამცემ რგოლებში ჭარბი დატვირთვების წარმოქმნა. შეტყობინებათა პაკეტების ელექტრონული ტრანსპორტირებისას ასეთ დროს ქსელური გაერთიანების სატრანზიტო/საკომუტაციო სისტემების შესასვლელ და გამოსასვლელ ინტერფეისებში მომხმარებლებიდან სერვერებისაკენ, ან პირიქით სერვერებიდან მომხმარებლებისაკენ წარმოიქმნება ქსელის არხებში გადასაცემი ჭარბი (ხშირად არაპროგნოზირებადი) პაკეტების სიმრავლე, ანუ ქსელის მუშაობის პიკის სათებში გადაცემებისათვის განკუთვნილი ასეთი პაკეტებისაგან შემდგარი გარკვეული სიგრძის რიგები. ეს უკანასკნელი კი წარმოქმნის გადატვირთვის შემთხვევებს, რასაც თან სდევს ქსელის სწრაფქმედების შენელება, მისი წარმადობის მკვეთრი დაცემა. რაც შესამჩნევად აქვეითებს ქსელის რეაგირებას მომხმარებლების მხრიდან გაგზავნილ სხვადასხვა სერვისული მომსახურების განაცხადებზე, ეს ძირითადად გამოიხატება მომხმარებელთა მოთხოვნებზე მისაღები პასუხების დაგვიანებაში, რაც ხშირად ხდება მათი უკმაყოფილობის მიზეზი.

ჭარბი დატვირთვების წარმოქმნას ბოლო პერიოდში დამატებით ხელს უწყობს, აგრეთვე, ქსელთან ურთიერთობის სრულიად ახალი სერვისის განხორციელების ტექნიკური შესაძლებლობა, რაც გამოიხა-

ტება იმაში, რომ მრავალმილიონიან მოსახლეობას მობილური ტელეფონებითაც შეუძლიათ მიმართონ ქსელის მასობრივი მომსახურების საინფორმაციო-საცნობარო ან კომერციული ხასიათის სერვერებს. რათქმაუნდა მათი ხშირი ასეთი მიმართვებიც, ზემოთხსენებული ტრაფიკის სიჭარბის გამო, იწვევენ ქსელის სწრაფქმედების შესამჩნევ შენელებას, რასაც აუცილებლად მოჰყვება მისი წარმადობის მკვეთრი დაცემაც. აქედან გამომდინარე ამჟამად უფრო მწვავედ, ვიდრე არასდროს, დღის წესრიგში დგება ისეთი აქტუალური პრობლემის გადაჭრის აუცილებლობა, როგორცაა სხვადასხვა სახისა და დანიშნულების საინფორმაციო ნაკადების გადაცემების ეფექტური მართვა, ე.ი. მათში არსებული კლიენტ-სერვერული სახის პაკეტების შეუფერხებელი გადაცემა-მიღების წარმოება ქსელის მრავალრიცხოვან (მრავალმილიონიან) კვანძებს შორის, განსაკუთრებით კი მისი სატრანზიტო დანიშნულების საკომუტაციო კვანძების ისეთ გლობალურ ქსელურ გაერთიანებაში, როგორცაა ინტერნეტი. სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, მეტად აქტუალურია ჰოსტის კომპიუტერებს შორის ტრანზიტისას კვანძების შემაერთებელი არსებით მომხმარებელთა კითხვა-პასუხების შემცველი კლიენტ-სერვერული პაკეტების მინიმალურ დროში გადაადგილება (განსაკუთრებით, როგორც აღვნიშნეთ, ქსელის პიკური დატვირთვის მომენტებში) ანუ რაც იგივეა, ნაკლები დროითი დანახარჯებით ასეთი პაკეტების დიდი სიმრავლის ეფექტური ელექტრონული ტრანსპორტირება კლიენტებისაგან გლობალური გეოგრაფიული მანძილებით დაშორებულ სერვისის მიმწოდებელ სერვერებს შორის. ეს უკანასკნელი კი (ე.ი. პაკეტების დიდ მანძილებზე გადაცემა) პირველ რიგში საჭიროებს ქსელებში სატრანზიტო-საკომუტაციო პრობლემების უფრო უკეთ გადაწყვეტას, ვიდრე ეს დღეს-დღეობით ხერხდება. ამის გამო წარმოებს პაკეტების დაგროვება წყაროდან მიმდებამდე სატრანზიტო კვანძებში, ანუ როგორც ხშირად ვახსენებთ, ჭარბი პაკეტების (ანუ ტრაფიკის სიჭარბის) წარმოქმნა. აქედან გამომდინარე პრობლემების დასარეგულირებლად მიზანშეწონილია დამუშავდეს ახალი მეთოდებითა და მოწყობილობებით (ჩვენს ნაშრომში ოპტოელექტრონული სახის) ადჭურვილი აპარატურულ-პროგრამული საშუალება, რომელიც წარმოდგენილ სადისერტაციო ნაშრომში

ხშირად მოხსენიებულია როგორც ტრაფიკის სიჭარბის მარეგულირებელი სპეცანალიზატორი.

მეცნიერებისა და ტექნიკის განვითარების თანამედროვე დონეზე მიღწეულია აპარატურულ-პროგრამული მოწყობილობების გაფართოებული ფუნქციონალური შესაძლებლობები. ასეთი მოწყობილობები როგორც შემადგენელი კვანძები, გაერთიანდება ასეთი სახის ანალიზატორებში. ისინი საშუალებას მოგვცემენ კომპიუტერულ ქსელებში ზემოთნახსენები მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადების ეფექტური მართვის მიზნით შემოთავაზებული და საკმაოდ დაწვრილებით გამოკვლეული სწრაფქმედი ოპტოელექტრონული მეთოდებით სრულიად ახლებურად მიუვდგეთ ჭარბი პაკეტების კომუტაციის ზოგიერთი პრობლემის უფრო ოპტიმალურ გადაწყვეტას, ვიდრე ეს ხერხდება დღევანდელი მათი მდგომარეობით.

ამგვარად, წინმდებარე სადისერტაციო ნაშრომში კვლევისათვის შერჩეული თემატიკა, რომელიც ეხება სატელეკომუნიკაციო სისტემებში ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ოპტიმალური ვარიანტებისა და ახალი სტრატეგიის საკითხების შემუშავებას, ძალზე *აქტუალურია*.

ნაშრომის მიზანი და კვლევის ამოცანები. ქსელის მიმდებ-გადამცემ რგოლებში არსებული საკაბელო სისტემების, სიგნალების გადამცემი და მიმღები მოწყობილობების, მათ შორის სატრანზიტო დანიშნულების საკომუტაციო სისტემების ტექნიკურ შესაძლებლობებზე და ამ შესა-ძლებლობების ეფექტურ გამოყენებაზე დიდადაა დამოკიდებული მთლი-ანი ქსელური სტრუქტურის გამართული მუშაობა. კომპიუტერული ქსელის ეფექტურობის მრავალ კრიტერიუმს შორის ძალზე მნიშვნელო-ვანია ქსელის არხებით პაკეტების სიმრავლეებისაგან შემდგარი საინ-ფორმაციო ნაკადების სიჩქარეების გაზრდა, რაშიც ამჟამად დიდი პროგრესი შეინიშნება ბოლო პერიოდში მაღალსიჩქარიანი ოპტიკურ-ბოჭკოვანი ტექნოლოგიების დანერგვით. იგივე შეიძლება ითქვას სწრაფქმედი და მაღალი წარმადობის კომუტატორებისა და მარშრუტი-ზატორების შექმნაზე და მათ ინტენსიურ გამოყენებაზე. სამწუხაროდ, მიუხედავად ყოველივე ამისა, ზემოთხსენებული მიზეზებით (საინ-ფორმაციო ნაკადების განუწყვეტელი ზრდის პირობებში) საკომუტაციო

პრობლემების დამაკმაყოფილებელი დონით გადაწყვეტა მთლიანობაში დღეს-დღეობით მაინც ვერ ხერხდება. მსგავსი პრობლემები განსაკუთრებით მწვავედ იგრძნობა საინფორმაციო პაკეტებით ქსელების მაქსიმალური დატვირთვის დროს, ანუ ქსელის მომსახურებისას პიკური დროითი მომენტებისათვის ჭარბი პაკეტების გადაცემების ახალი ვარიანტებისა და სტრატეგიის შემუშავება ქსელში გაზრდილი ინტენსიობის პაკეტების ნაკადების წარმოქმნისას დროის ასეთ პიკურ მონაკვეთებში ძალზე შესამჩნევი ხდება კომპიუტერული ტრაფიკის დონის მკვეთრი ცვალებადობა, რასაც ქსელურ ლიტერატურაში ხშირად უწოდებენ ტრაფიკის პულსაციებს. პულსაციების წარმოქმნის ალბათობის გაზრდა, ან პულსირებული ტრაფიკის რეალური არსებობა ქსელში, უარყოფითად აისახება მთლიანი ქსელური სისტემის მუშაობის ეფექტურობაზე, პირველ რიგში კი კლიენტ-სერვერული პაკეტების დროულ და საიმედო მიღება-გადაცემებზე.

კომპიუტერული ქსელის ტრაფიკის განტვირთვის პრობლემა (იგივე, ზემოთნახსენებ ტერმინს თუ ვიხმართ, ტრაფიკის პულსაციების ჩახშობა, ხშირად ხმარობენ ასევე ტერმინებს “გათანაბრება” ან ტრაფიკის “დაუთოება”) შესაძლებელია საკომუტაციო საქმიანობის უკეთ რეგულირების გზით. ეს შესაძლებელია მოხდეს, მაგალითად, პიკურ მომენტებში ქსელურ ცალკეულ, შედარებით ნაკლებად დატვირთულ სეგმენტებს შორის გადასაცემი ჭარბი პაკეტების სწრაფი და ეფექტური გადანაწილებით. ეს პრობლემა განსაკუთრებით მძაფრდება მრავალრიცხოვანი მომხმარებლების მქონე დიდი ზომის კომპიუტერული ქსელის მუშაობისას, რომელიც, როგორც ზემოთ ვახსენეთ, ხასიათდება, აგრეთვე, სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძების ძალზე დიდი სიმრავლით, განსაკუთრებით პაკეტების გადაადგილებისას დიდი გეოგრაფიული მანძილებით დაშორებული ჰოსტის კომპიუტერებს შორის. ასეთ დროს კვანძების კომუტატორ/მარშრუტიზატორებში სწარმოებს (როგორც ზემოთ ვახსენეთ, მაღალი ინტენსიობის და თანაც დროში დამახასიათებელი არაპროგნოზირებადი ცვალებადობით, ანუ პულსაციებით) საინფორმაციო ნაკადების ურთიერთ გადაკვეთა. აქედან გამომდინარე სატელეკომუნიკაციო ქსელური კომპიუტერული სისტემების ჭარბი დატვირთვის ეფექტური მომსახურებისათვის დღის

წესრიგში დგება შემუშავებული და შემოთავაზებული იქნეს გადაცემების ისეთი ახალი მიდგომები და საკომუნიკაციო ალგორითმები, რომლებიც მეტნაკლებად დაარეგულირებენ აღნიშნულ პრობლემებს.

ამრიგად, როგორც ვხედავთ, ძალზე საჭიროა შემუშავდეს ქსელის პიკური დატვირთვის დროითი მომენტებისათვის საინფორმაციო ნაკადების ინტენსიობის ცვლილებებით გამოწვეული პულსირებული ტრაფიკის რეგულირების ეფექტური მეთოდები და ამ მეთოდების განხორციელების საშუალებები. აქედან გამომდინარე წარმოდგენილი სადისერტაციო ნაშრომის ძირითადი მიზანია დიდი რაოდენობის პაკეტების, ანუ კომპიუტერული ტრაფიკის სიჭარბის მარეგულირებელი აპარატურულ-პროგრამული საშუალების-სპეციალიზატორის დახმარებით დიდი რაოდენობის პაკეტების ოპტიმალური გადაცემების ახალი სტრატეგიის შემუშავება. ამ მიზნის მისაღწევად წარმოდგენილ ნაშრომში გადაწყვეტილია **შემდეგი ამოცანები:**

- ფორმულირდეს და გაანალიზდეს გაერთიანებული სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული ქსელური სისტემის ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ძირითადი მოთხოვნები. გამოიკვეთოს და დახასიათდეს ასეთ ქსელურ გაერთიანებებში მაღალი ინტენსიობის ტრაფიკის წარმოქმნისას პაკეტების გადაცემის ძირითადი სიძნელეები და მათი აღმოფხვრის შესაძლო გზები და საშუალებები;
- ფორმულირდეს ჭარბი დატვირთვების დროს პაკეტების გადაცემის რიგითობის ეფექტური რეგულირების პრობლემები. აღინიშნოს ამგვარი პრობლემების გადაწყვეტის ამჟამად შემუშავებული მეთოდებისა და საშუალებების ნაკლოვანი მხარეები. აღინიშნოს ქსელის მუშაობის პიკური დროითი მომენტებისათვის მის სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძებში ჭარბი პაკეტების განაწილების ოპტიმალური მართვისათვის განკუთვნილი სპეციალიზირებული აპარატურულ-პროგრამული საშუალების ქსელური მომსახურებისათვის საჭირო ანალიზატორის შექმნის აქტუალურობა და მისი ფუნქციების შესრულების მიზანშეწონილობა;
- შემუშავდეს პაკეტების გადაცემის ეფექტური მომსახურებისათვის ახალი სტრატეგიული მიდგომა სისტემის სატრანზიტო კვანძებში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების შეყოვნების დროითი ხანგრძლიობების წინასწარი გაანალიზების საფუძველზე;

- შემუშავდეს და ექსპერიმენტულად შემოწმდეს ტრაფიკის სიჭარბის კონტროლის და მისი მომსახურების ალგორითმების მუშაუნარიანობა;
- შემუშავდეს ქსელურ სისტემაში ჭარბი დატვირთვების მომსახურებისას მის სატრანზიტო-საკომუტაციო მრავაპროცესორულ კვანძებში ბუფერული მეხსიერების ოპტიმალურ ზონებდ დაყოფა პიკის საათებში ჭარბი პაკეტების დროებითი განთავსების, გამოსასვლელ პორტებზე მათი გაცემის წონითი კოეფიციენტების შემოღებისა და გამოყენების მიზნით;
- შემუშავდეს და განხორციელდეს საკომუტაციო კვანძების პროცესორებს შორის ბუფერული მეხსიერების გაერთიანებული სივრცის შექმნის იდეა და შემდგომში ამ მეხსიერების პრიორიტეტულ ზონებად დაყოფა პიკის საათებში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების დროებითი განთავსების ეფექტურობის გაზრდის მიზნით, რაც შეამცირებს ჭარბი პაკეტების ლოდინის დროით ხანგრძლიობებს;
- შემუშავდეს და ექსპერიმენტულად შემოწმდეს ჭარბი პაკეტების კონტროლისა და მათი ბუფერულ მეხსიერებაში განაწილების ახალი მექანიზმი, რაც გაზრდის სისტემის ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების საერთო ეფექტურობას.

სადისერტაციო ნაშრომის სამეცნიერო სიახლე. ნაშრომის სამეცნიერო სიახლეს წარმოადგენს:

- შემუშავებულია პაკეტების ეფექტური გადაცემების საწარმოებლად სატელეკომუნიკაციო ქსელური სისტემის მომსახურების ახალი სტრატეგიული მიდგომა ჭარბი პაკეტების სატრანზიტო კვანძებში შეყოვნების დროითი ხანგრძლიობების წინასწარი გაანალიზების საფუძველზე;
- შემუშავებულია ქსელის კვანძებში პაკეტების ეფექტური მომსახურების მიზნით სპეციალიზირებული აპარატურულ-პროგრამული ანალიზატორის მეთოდები ოპტოელექტრონული მეთოდებისა და საშუალებების გამოყენებით.

სადისერტაციო ნაშრომის პრაქტიკული ღირებულება მდგომარეობს იმაში, რომ:

- შემუშავებულია სატრანზიტო-საკომუტაციო ინტერფეისებში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების კონტროლის ახალი მექანიზმი, რომელიც ზრდის ქსელის მომსახურების ეფექტურობას;

– შემუშავებული და ექსპერიმენტულად შემოწმებულია სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული ქსელური სისტემის ტრაფიკის სიჭარბის მარეგულირებელი ალგორითმების მუშაუნარიანობა.

პუბლიკაციები. სადისერტაციო ნაშრომის ირგვლივ რეცენზირებად პერიოდულ სამეცნიერო – ტექნიკურ ჟურნალებში გამოქვეყნებულია 5 სამეცნიერო ნაშრომი.

აპრობაცია. სადოქტორო სადისერტაციო ნაშრომში მიღებული კვლევის შედეგები მოხსენებულია საერთაშორისო სამეცნიერო – ტექნიკურ კონფერენციაზე “მართვის ავტომატიზებული სისტემები და თანამედროვე საინფორმაციო ტექნოლოგიები” საქართველო, თბილისი, სტუ, 20-22 მაისი, 2011 და საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტის ტელეკომუნიკაციო დეპარტამენტის სამეცნიერო–ტექნიკურ პერიოდულ სემინარებზე:

ნაშრომის სტრუქტურა. სადოქტორო სადისერტაციო ნაშრომი ინსტრუქციის შესაბამისად შეიცავს კომპიუტერზე შესრულებულ A4 ფორმატის (297x210მმ) ნაბეჭდ გვერდს. იგი შედგება შესავლის, 3 თავის, დასკვნებისა და 63 დასახელების (მათ შორის 5 დასახელების ავტორის მონაწილეობით) გამოყენებული ლიტერატურის სიისაგან.

შესავალში დახასიათებულია კვლევის ძირითადი სფერო, ზოგადი ფორმით მოცემულია ნაშრომში ჩატარებული კვლევის პრობლემატიკა, ფორმულირებულია საკვლევი ამოცანების მიზანი, მათი სპეციფიკა და აქტუალურობა, აღნიშნულია სამეცნიერო სიახლეები და პრაქტიკული ღირებულება.

პირველ თავში ფორმულირებულია მონაცემთა გადაცემის სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული ქსელური სისტემების ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ძირითადი მოთხოვნები გაანალიზებულია კომპიუტერული ქსელის ოპტიკურ–ბოჭკოვან არხებში ქსელის პიკური დატვირთვებისას წარმოქმნილი ჭარბი კლიენტ–სერვერული პაკეტების გადაცემა/მიღების პროცესების მართვის პრობლემები. აღნიშნულია საკომუტაციო მოწყობილობების მუშაობაში გადატვირთული რეჟიმების წარმოქმნის მიზეზები და თანმდები პრობლემების გავლენა დიდი სიმრავლის პაკეტების კორექტულ გადაცემაზე. აღნიშნულია ოპტიკურ–ბოჭკოვანი კავშირის ხაზებში ჭარბი პაკეტების კონტროლისა

და მათი გადაცემების დღეისათვის არსებული მეთოდების ნაკლოვანი მხარეები. ხაზგასმულია ამ ნაკლოვანი მხარეების აღმოსაფხვრელად ტრაფიკის სიჭარბის მარეგულირებელი აპარატურულ-პროგრამული საშუალების შემუშავების მნიშვნელობა თანამედროვე კომპიუტერული ქსელური სისტემების მუშაობის ეფექტურობის გასაზრდელად. აღნიშნულ საკითხთან დაკავშირებით მოცემულია კონკრეტული ამოცანების ჩამონათვალი.

აღნიშნულ თავში ჩაარებულია კომპიუტერული ქსელის ანალიზატორების მოკლე მიმოხილვა. ფორმულირებულია ოპტოელექტრონული სპეცანალიზატორის შემუშავების იდეა და მისი განხორციელების შესაძლებლობები სწრაფქმედ ოპტოელექტრონულ მეთოდებზე და სარეალიზაციო აპარატურულ საშუალებებზე. აღნიშნული თავის დასაწყისში მოცემულია კომპიუტერული ქსელის ანალიზატორის განმარტება, მისი დანიშნულება, სახესხვაობები და შესასრულებელი ფუნქციების მიმოხილვა. ამავე თავში მოცემულია ქსელის ოპტიკურ-ბოჭკოვან არხებში ჭარბი კლიენტსერვერული პაკეტების დროითი ხანგძლიობების ოპერატიული განსაზღვრის მეთოდის შემუშავებისა და მისი გამოყენების მიზანშეწონილობა. დახასიათებულია კომპიუტერული ქსელის სპეცანალიზატორის შემადგენლობა, ძირითადი კვანძების დანიშნულება. ნაჩვენებია მათი ეფექტური რეალიზაციის შესაძლებლობები ოპტოელექტრონული მეთოდებისა და ტექნიკური მოწყობილობების გამოყენებით.

მეორე თავი ძირითადად დათმობილი აქვს სწრაფქმედი ანალიზატორის შემადგენელი ოპტოელექტრონული მოწყობილობების შემუშავებისათვის საჭირო საკითხების გამოკვლევას, კერძოდ, შემუშავებულია კომპიუტერული ქსელის ოპტიკურ-ბოჭკოვანი კავშირის ხაზებში ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლიობების გაზომვის მეთოდები ოპტოელექტრონული საშუალებების გამოყენებით. შემუშავებულია ოპტიკური სიგნალების შეკრების მეთოდებისა და ამ მეთოდების სარეალიზაციო ოპტოელექტრონული ამჯამავის აგების ორიგინალური მიდგომები სპეცანალიზატორში ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების გამომთვლელი მოწყობილობისათვის. განხილულია სპეცანალიზატორის შემადგენლობაში შემავალი სამრავლი მოწყობილობის სტრუქტურული

სქემა, რომელშიც გამოყენებულია ოპტოელექტრონული ათობითი რეგისტრული მოდულები.

შემუშავებულია ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების დეიტა-გრამების მატარებელი ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლიობების ურთიერთშედარების მეთოდები და საშუალებები ათობით თვლის სისტემაში მომუშავე ოპტოელექტრონული რეგისტრული მოდულების გამოყენებით. შემუშავებულია, აგრეთვე, ქსელის გადატვირთვისას მის სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძებში დაგროვილი პაკეტების შეყოვნების ჯამური ხანგძლიობების ეფექტური განსაზღვრის მეთოდი, ასევე სპეცანალიზატორის დახმარებით ჭარბი პაკეტების კომუტატორის მესხიერების ბუფერში განთავსებისა და კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე გაცემის ეფექტური ღონისძიებები მათი დროითი ხანგძლიობების პარამეტრების გათვალისწინებით.

მესამე თავში ქსელური სისტემის ოპტიმალური მომსახურების მიზნით შემუშავებულია პიკის საათებში დაგროვილი ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების საკომუტაციო კვანძიდან ქსელის არხებში გაცემის რეგულირების ეფექტური ალგორითმები. კერძოდ, შემოთავაზებულია კვანძის მრავალპროცესორულ კომუტატორებში ბუფერული მესხიერების გაერთიანებული სივრცის შექმნისა და შემდგომში მისი პრიორიტეტულ ზონებად დაყოფის მეთოდი ჭარბი პაკეტების დროებითი ეფექტურად განთავსების მიზნით. შემოთავაზებულია, აგრეთვე, კომპიუტერული ქსელის არხებში გადასაცემი ჭარბი პაკეტების წონითი კოეფიციენტების შემოდებისა და ანალიზატორის პროცესორის მიერ მათი ციკლური გამოკითხვის მეთოდი. ამავე თავის დასასრულს შემუშავებულია სპეცანალიზატორის მიერ ჭარბი პაკეტების სატრანზიტო კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე გაცემის რიგითობის რეგულირების ეფექტური ალგორითმები.

აღნიშნული თავის დასკვნითი ნაწილი ძირითადად დათმობილი აქვს ნაშრომში შემუშავებული ქსელური სისტემის მომსახურების სპეცანალიზატორის მუშაობის ალგორითმების ექსპერიმენტულ შემოწმებასა და ექსპერიმენტში მიღებული შედეგების შეფასებას.

დასკვნაში მოკლედ ფორმულირებულია წარმოდგენილ ნაშრომში მიღებული კვლევის ძირითადი შედეგები.

ლიტერატურის მიმოხილვა, სამუშაოს შედეგები და მათი განსჯა

თავი 1

სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერულ სისტემებში მონაცემთა გადაცემა-მიღების ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ძირითადი მოთხოვნები. პრობლემის აქტუალობა და კვლევის ამოცანების დასმა

1.1. მონაცემთა გადაცემის სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული ქსელური სისტემების ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ძირითადი მოთხოვნები

თანამედროვე საინფორმაციო კომპიუტერული ქსელები ძირითადად წარმოადგენენ დეცენტრალიზებულად ორგანიზებულ ქსელურ სისტემებს მსოფლიო მასშტაბით გლობალურ ტერიტორიულ მანძილებზე განფენილი ნებისმიერი სახის ქსელები მათი დაფარვის დიდი მასშტაბების გარდა წარმოადგენენ, ასევე, საკმაოდ რთულ სატელეკომუნიკაციო სისტემებს. მონაცემთა მიღება-გადაცემის კუთხით შეფასებული ეს ქსელური გადაწყვეტები ხასიათდება ტექნიკური და ტექნოლოგიური შესაძლებლობების მეტად ფართო სპექტრით. ეს განსაკუთრებით შესამჩნევი გახდა ბოლო 15-20 წლის პერიოდში, როდესაც კომპიუტერულმა ქსელებმა მაღალი სიჩქარეების მიღწევის გარდა (რომლისკენაც სწრაფვა ყოველთვის არის და იქნება შემდგომშიც ამ დარგში მომუშავე სპეციალისტების მუდმივი ზრუნვის საგანი) დაიწყეს სხვადასხვა ტიპის ტრაფიკების გადატანა ერთმანეთისაგან დაშორებული ჰოსტების კომპიუტერებს (მუშა სადგურებს) შორის. მარტივი გაგებით, მათ შეძლეს ტრაფიკის გადატანა მულტიმედიაური, ანუ კომბინირებული ფორმით: გამოსახულების (უძრავი-მოძრავი); ტექსტის; ხმის და ა.შ. ინფორმაციების მანძილზე მათი ელექტრონული გადაცემა. [40, 46,]. აღარ შევჩერდებით რა თავისი სიცხადის გამო ასეთი სახის ინფორმაციების გადაცემების უადრესად დიდ მნიშვნელობაზე, მხოლოდ აღვნიშნოთ ის ფაქტი, რომ სატელეკომუნიკაციო სისტემების, კერძოდ კი კომპიუტერული ქსელების განვითარების სტიმულის მიმცემ ძირითად მამოძრავებელ ძალას მაინც წარმოადგენს იმ გამოყენებითი სახის პრო-

გრამული დამატებების მუდმივად მზარდი სიმრავლე, რომლის შესრულებითაც თავიანთი სამსახურეობრივი თუ პირადი საჭიროებისათვის დაინტერესებული არიან ქსელის მრავალმილიონიანი მომხმარებლები.

კომპიუტერული ქსელების თაობების ცვლა, მათი ყოველი შემდგომი სრულყოფა და გაფართოება წარმოქმნის ასევე მუდმივად მზარდ მოთხოვნებს ქსელის პარამეტრების მიმართ, პირველ რიგში კი მისი გამტარუნარიანობის მიმართ. აქედან გამომდინარე დიდი მნიშვნელობა ენიჭება მონაცემთა გადაცემის მაღალსიჩქარიანი ტექნოლოგიების მეთოდებისა და სარეალიზაციო ტექნიკური საშუალებების დანერგვას. [25]

კომპიუტერულ ქსელში ზემოთ ნახსენები ტრაფიკის კომბინირებული ფორმების გადატანის შესაძლებლობებმა წარმოქმნეს მომსახურების ახალი სახეებიც. მაგალითად, ბოლო პერიოდში IP – ტელეფონიამ, აუდიო და ვიდეო მაუწყებლობის ტექნიკურმა და ტექნოლოგიურმა შესაძლებლობებმა, რომლებმაც თავის მხრივ გააჩინეს პრეტენზიული (და თანაც საკმაოდ მკაცრი) მოთხოვნები, მაგალითად, არხში გადაცემებისას ხმის ტრაფიკის დროში შეყოვნებაზე (გამოსახულების ტრაფიკის სინქრონთან მიმართებაში).

ბოლო პერიოდში ასევე ძალზე დიდი ყურადღება ექცევა მონაცემთა პაკეტების ჯგუფური მიტანა-ჩაბარების მეთოდებისა და შესაბამისი მექანიზმების შემუშავებასა და დანერგვას და ა.შ. ყოველივე ეს, როგორც ზემოთ აღვნიშნეთ, მოითხოვს ისევ და ისევ არხის გამტარუნარიანობის გაზრდას. თუმცა განსაკუთრებით ხაზი უნდა გაესვას იმ გარემოებასაც, რომ ქსელის მხოლოდ გამტარუნარიანობის ცალსახა გაზრდა უკვე აღარ იძლევა იმის გარანტიას, რომ სხვადასხვა ფორმისა და შინაარსის გამოყენებითი პროგრამული დამატებები ყოველთვის უზრუნველყოფილი იქნება მომსახურების QoS (Quality of Service) იმ ხარისხით, რომელსაც მოითხოვს მომხმარებელი. საჭიროა გამოიძებნოს და განვითარდეს მომსახურების ხარისხის გაზრდის ახალი მექანიზმები, რომლებშიც მაქსიმალურად გათვალისწინებული იქნება ქსელის მიმართ წაყენებული ზემოთ ნახსენები პროგრამული დამატებების მოთხოვნები. [19] ამ კუთხით დიდი სამუშაოები მიმდინარეობს დამატებების ტრაფიკის კლასიფიცირების მცდელობისათვის. ამგვარი მცდელობისას აღებუ-

ღია მინიმუმ სამი ძირითადი მაჩვენებელი, რომლებიც ასახული უნდა იქნეს სატელეკომუნიკაციო ქსელური სისტემების ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ბოლო დროს წაყენებული მზარდი მოთხოვნებიც. ესენია:

1. პაკეტების გადაცემის სპეციფიკის გათვალისწინება საჭირო სიჩქარეების შეძლებისდაგვარად წინასწარი პროგნოზირებისათვის, ანუ პროგრამული დამატებების სარეალიზაციო მოთხოვნებიდან გამომდინარე შესაბამისი ტექნიკური და სამომსახურეო ტექნოლოგიების შერჩევა;
2. ტრაფიკის მგრძობელობის ოპერატიული განსაზღვრა პაკეტების გადაცემების შეფერხებების მიმართ, მათ შორის საკომუტაციო კვანძებში განაწილების პროცესში პაკეტების დროში დაყოვნებების მიმართ;
3. ტრაფიკის მგრძობელობის საჭირო ხარისხის გათვალისწინება პაკეტების დამახინჯებების ან დანაკარგების მიმართ. მათი კონტროლის ახალი მეთოდების შემუშავება და დანერგვა.

სატელეკომუნიკაციო ქსელური კომპიუტერული სისტემების ტექნოლოგიური მომსახურების თვალსაზრისით ზემოთჩამოთვლილიდან განსაკუთრებით დიდ ყურადღებას მოითხოვს ტრაფიკის შესაბამისი სიჩქარის საჭიროების წინასწარი განსაზღვრა, ანუ, როგორც ზემოთ ვახსენეთ, ტრაფიკის მგრძობელობის პროგნოზირება. [35]

ტრაფიკის სიჩქარეების მიმართ კომპიუტერული ქსელების მომსახურე პერსონალმა უნდა გაითვალისწინოს იმ პროგრამული რეალიზაციების საჭირო მოთხოვნები, რომლებიც შეიძლება დაიყოს ასევე სხვადასხვა კლასებად, კერძოდ:

1. დამატებები, რომელთა ტრაფიკი წარმოადგენს დროში თანაბარზომიერ ნაკადს. აღნიშნული კლასის დამატებები საშუალებას იძლევა მოვახდინოთ ტრაფიკის მაღალი ხარისხით პროგნოზირება, ვინაიდან მას ახასიათებს მონაცემთა გადაცემის შედარებით მუდმივი ბიტური სიჩქარეები. ნაკადის სიჩქარე შესაძლებელია იცვლებოდეს. მიუხედავად ამისა მეტად ადვილია გამოითვალოს ამ ცვლილების ზედა ზღვარი. მაგალითად, მონაცემთა აუდიონაკადების CBR სახის ტრაფიკი (CBR – Constant Bit Rate). ცნობლია, რომ ელემენტარული ხმის ნაკადის ზედა ზღვარი შეადგენს 64კ.ბიტ/წმ;

2. დამატებები, რომლებიც ხასიათდებიან პულსირებული (დროში ცვალებადი ინტენსიობით) ტრაფიკით. წინა კლასთან შედარებით პულსირებული ტრაფიკი ძალზე ძნელად პროგნოზირებადია, ვინაიდან ძნელია იმის განსაზღვრა, როდის “აფეთქდება” სიწყნარის რეჟიმი მონაცემთა უცაბედად მზარდი დიდ რაოდენობის მონაცემთა ნაკადით. ამგვარად, ასეთი ტრაფიკი ხასიათდება ცვალებადი ბიტური სინქარით და მას ახასიათებენ როგორც VBR სახის ტრაფიკის (VBR – Variable Bit Rate). მომსახურებისას გათვალისწინებული უნდა იქნეს ის გარემოება, რომ მაგალითად, ასეთი დამატების რეალიზაციისას ფაილური სერვისის ტრაფიკის ინტენსიობა ნოლიდან შეიძლება უცებ შეიცვალოს მაქსიმალურამდე (ქსელის ტექნიკური შესაძლებლობიდან გამომდინარე). მარტივად, რომ ვთქვათ, შეიძლება შეგვხვდეს ისეთი დამატებები, რომელთა ფაილების გადაცემის ინტენსიობა მკვეთრად გაიზარდოს მეტად მაღალ დონემდე, ან ისევ დაეცეს მინიმალურ დონემდე მონაცემთა გადაცემისთანავე (ე.ი. ტრაფიკის პულსაცია ძალზე შესამჩნევი იყოს. მისი ზღვარი, მაგალითად, შეიძლება უცებ შეიცვალოს 1:100-მდე, ან პირიქით დაეცეს, რომლის დროსაც პულსაციის კოეფიციენტი შეიძლება შემცირდეს 100:1-მდე). [49]

ტრაფიკის მიმართ დამატებების კლასიფიკაციის არანაკლები მნიშვნელობის კრიტერიუმს წარმოადგენს გადასაცემი პაკეტების მგრძობელობა პაკეტების შეყოვნებებთან. სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, გათვალისწინებული უნდა იქნეს მომხმარებლის პროგრამული დამატების რეალიზაციაზე დიდ გავლენას ახდენს თუ არა მასზე გადაცემების დროს პაკეტების შეყოვნება დროში. ამ კუთხით განასხვავებენ სხვადასხვა ტექნიკურ და ტექნოლოგიურ შესაძლებლობებს დამატებების ასინქრონულ და სინქრონულ რეალიზაციებს. პირველ შემთხვევაში ტრაფიკის გადაცემის სინქარეს არ ეძლევა მაინც და მაინც გადამწყვეტი მნიშვნელობა, ვინაიდან პაკეტების შეყოვნება დიდ გავლენას არ ახდენს მომხმარებლის დამატების შესრულების ხარისხზე. ამის მაგალითია ელექტრონული ფოსტა. იგი “ითმენს” შეტყობინებების პაკეტების შეყოვნებებით მიღებას (ჩაბარების წყაროდან ადრესატამდე) გარკვეული დროის განმავლობაში. მეორე შემთხვევაში (მონაცემთა სინქრონული გადაცემების დროს) თუმცა რაიმე დამატება შეიძლება

მგრძობიარე იყოს ტრაფიკის შეყოვნებაზე, მაინც მონაცემთა დაგვიანებით (მცირე დროით) გადაცემას (ასევე მიღებას) შესაძლებელს ხდის.

ზემოთხამოთვლილის გარდა შეიძლება რეალიზებული იქნეს დამატებები, რომლებსაც ახასიათებს შეყოვნებები, მაგრამ არ იწვევენ “დიდ უკმაყოფილებას” მომხმარებლების მხრიდან. ასეთებია, მაგალითად, ინტერაქტიული სახის დამატებები, რომლის დროსაც პაკეტების შეყოვნებები ნეგატიურ გავლენას არ ახდენენ მის რეალიზაციაზე.

იზოქრონული დამატებების რეალიზაციების დროს ტრაფიკს გააჩნია მგრძობელობის გარკვეული პიკი, ე.ი. პაკეტების შეყოვნება შეიძლება დასაშვები იყოს გარკვეულ ზღვრამდე, რომლის ქვემოც ირღვევა მისი ფუნქციონალობა. ამის მაგალითია ხმის პაკეტების გადაცემა, რომლის დროსაც, თუ შეყოვნების ზღვარი ეცემა 100-150 მკწმ-მდე, მისი აღქმა უკვე შეუძლებელი ხდება.

არსებობს, აგრეთვე, დამატებები, რომლებიც ძალზე მგრძობიარე არიან პაკეტების შეყოვნებაზე (დამატებების ზემგრძობიარე რეალიზაციები). ასეთ დროს პაკეტების მცირედი შეყოვნებაც კი არღვევს დამატების ფუნქციონალობის ხარისხს (მაგალითად, რეალურ დროში ტექნიკური ობიექტების მართვა, სადაც საჭიროა პროცესების მართვის დიდი სიზუსტით დაცვა, რომლის დარღვევის შემთხვევაში შესაძლებელია მოხდეს ავარიები ან რაიმე სახის კატასტროფული მოვლენებიც კი). [53]

1.2. კომპიუტერულ ქსელებში ჭარბი დატვირთვების მომსახურების ძირითადი სიძნელებები

კომპიუტერული ქსელების შექმნა, როგორც წარმოდგენილი ნაშრომის შესავალში იქნა აღნიშნული, ითვლება თანამედროვე საკომუნიკაციო სისტემების განვითარებაში უდიდეს მიღწევად. საერთო გაგებით ნებისმიერი დანიშნულებისა და ტიპის კომპიუტერული ქსელი წარმოადგენს გამოთვლითი ტექნიკისა და კავშირგაბმულობის საკომუნიკაციო საშუალებების ბრწყინვალე ურთიერთ შერწყმას თავიანთი ყველა დადებითი თვისებების გამოყენებით. კომპიუტერული ქსელი, განსაკუთრებით ბოლო 15-20 წლის განმავლობაში გარდაიქმნა გაფართოებული მულტიმედიური შესაძლებლობის (კომბინირებული გადაცე-

მები ტექსტი, გამოსახულება, ხმა) მქონე ერთ მთლიან ქსელურ სატელეკომუნიკაციო “ორგანიზმად”. მისი ამჟამინდელი საინფორმაციო სერვისული მომსახურების ფორმები და მასშტაბები, როგორც საზღვარგარეთის ქვეყნებში, ისე ჩვენთანაც საგრძნობლად გაიზარდა. ეს გამოწვეულია ძირითადად ორი მიზეზით. პირველი – ქსელის მომხმარებლების (წარმოდგენილ ნაშრომში “ქსელის მომხმარებლების” გარდა ხშირად ნახსენებია საყოველთაოდ მიღებულ სხვა სინონიმებსაც, მაგალითად, ქსელის აბონენტების, ქსელის კლიენტების და ა.შ.) რაოდენობის არნახული ზრდითა და მეორე – ქსელის მიერ შემოთავაზებული ახალახალი საინფორმაციო სერვისების მრავალფეროვნებით. [27]

მთელ რიგ ზემოთხსენებულ დადებით გარემოებებთან ერთად, სამწუხაროდ კომპიუტერულ ქსელებში შეინიშნება ასევე თანამდევითი უარყოფითი მოვლენებიც. კერძოდ, მომხმარებელთა მხრიდან ხშირი მიმართვები სერვისის მიმწოდებელ სერვერებზე, რომლებიც წარმოქმნის კლიენტ-სერვერულ ურთიერთობებში “მოთხოვნა-პასუხის” შემცველი პაკეტების ინტენსიობის ზრდას, იწვევს ქსელის ნორმალურ ფუნქციონირებაში გარკვეულ შეფერხებებს. ეს უკანასკნელი განპირობებულია იმითაც, რომ სახალხო მოხმარების ამჟამინდელი ინტერნეტ ქსელების უმრავლესობა მუშაობს CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection – ქსელში სიმრავლითი შეღწევა კოლიზიების აღმოჩენით) პროტოკოლით, რომელსაც მიუხედავად დადებითი მხარეებისა, არ გააჩნია ქსელში მომხმარებელთა შეღწევის დეტერმინირებული (მკაცრად რეგლამენტირებული) თვისება, ე.ი. ქსელში წვდომის თვალსაზრისით მკაცრად განსაზღვრული (გამოყოფილი) დრო. ასეთი უნარი, როგორც ცნობილია, გააჩნია რგოლური სტრუქტურის მქონე TOKEN RING – კომპიუტერულ ქსელებს. მიუხედავად ამისა, მთელი რიგი სხვა დადებითი მხარეების სიმრავლის გამო უპირატესობა ეძლევა მაინც საერთო სალტური (მაგისტრალური) სტრუქტურის მქონე ქსელებს, რომლებიც მუშაობენ ზემოთხსენებულ CSMA/CD პროტოკოლით. ამის მაგალითია ფართოდ გავრცელებული დღევანდელი Ethernet – ქსელი [46]

ზემოთხსენებულ შეფერხებებს (შესაბამისად ლოდინს კლიენტების მხრიდან პასუხების შემცველი პაკეტების მიღებაზე) განაპირობებს

ქსელის მუშაობაში გადატვირთული რეკიმების წარმოქმნა, განსაკუთრებით პიკის საათებში, როცა ქსელის მომსახურებაზე მომხმარებელთა ხშირი მიმართვების რაოდენობა აღწევს თავის მაქსიმუმს.

ამგვარად, CSMA/CD – პროტოკოლით (პროტოკოლის ქვეშ ზოგადი გაგებით იგულისხმება ქსელში მომქმედი გარკვეული წესების, მეთოდებისა და ამ მეთოდების სარეალიზაციო საშუალებების ერთობლიობა) მომუშავე ქსელებში შეფერხების პრობლემები პირველ რიგში წარმოიქმნება ძირითადად იმის გამო, რომ საგრძნობლად იზრდება გადაცემული პაკეტების რაოდენობა. ამ რაოდენობაში იგულისხმება ქსელის აბონენტთა როგორც განაცხადების, ანუ სერვისული მოთხოვნების შემცველი პაკეტების რაოდენობა, ისე პირიქითაც, სერვერებიდან მომხმარებლებისაკენ დაბრუნებული პასუხების შემცველი პაკეტების რაოდენობაც (ასეთ პაკეტებს მთლიანობაში წარმოდგენილ ნაშრომში ხშირად მოვისხენიებთ როგორც “კლიენტ-სერვერულ” პაკეტებს). ე.ი. ადგილი აქვს ჭარბი პაკეტების დაგროვებას სატრანზიტო (შუალედური) საკომუტაციო კვანძების შესასვლელ და გამოსასვლელ ინტერფეისებში, კონკრეტული გაგებით კომუტატორ/მარშრუტიზატორების შემავალ და გამავალ პორტებზე, რაც იწვევს ქსელის არხებით მათი გადაცემების დროში დაყოვნებებს. სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, ჰოსტის “წყარო მიმღები წყვილის” კომპიუტერებს შორის ერთმანეთთან დამაკავშირებელ ოპტიკურბოჭკოვან საკომუნიკაციო ხაზებში ტრაფიკის სიჭარბე იწვევს “მოთხოვნა-პასუხების” შემცველი პაკეტების დროულ და საიმედო გადაცემებში შეფერხებებს, რაც უარყოფითი მოვლენაა ქსელის მუშაობაში და რის გამოც ხშირად გამოთქვამენ უკმაყოფილებას ქსელის მომხმარებლები.[59]

კლიენტ-სერვერული პაკეტების დაგროვება ქსელის პიკური დატვირთვების დროს წარმოქმნის თანმდევ სხვა პრობლემებსაც, კერძოდ, სხვადასხვა პაკეტების დიდი რაოდენობის დეიტაგრამების (პაკეტების შემადგენელი ცალკეული ნაწილების) გადაცემები არანაკლებ ხშირად ხელს უშლიან ერთმანეთს. უფრო ზუსტად, დეიტაგრამების მატარებელი (წარმტანი) სიგნალები ახდენენ ურთიერთ უარყოფით ზეგავლენებს, წარმოქმნიან კოლიზიებს, ე.ი. პაკეტების ერთმანეთთან დაჯახებასა და გაფუჭებას (ქსელის ლიტერატურაში

ასეთ შემთხვევებს ხშირად უწოდებენ პაკეტებს შორის კონფლიქტებსაც). შედეგად ასეთ მოვლენებს საბოლოო ჯამში მოჰყვება პაკეტების არაკორექტული (არასწორი) გადაცემები, დამახინჯებები ან უფრო უარესი მათი დაკარგვის შემთხვევები.

იმისათვის, რომ ადგილი არ ჰქონდეს ამგვარ უარყოფით მოვლენებს, ეს უკანასკნელი საჭიროებს ამ ჭარბი პაკეტების დროებით (თუნდაც ძალზე მცირე ხნით) განთავსებას სატრანზიტო-საკომუნიკაციო კვანძის შიგა ბუფერულ მესხიერებაში, რაც ხშირად ვერ ხერხდება ამ ბუფერული მესხიერების ხშირი გადავსების გამო.

ქსელური სისტემების გაერთიანება (ისევე, როგორც საერთოდ მთლიანი სატელეკომუნიკაციო მეურნეობა) როგორც ზემოთ აღვნიშნეთ, წარმოადგენს საკმაოდ რთულ მექანიზმს, რომელიც საკუთრივ შემაერთებელი ხაზების გარდა (კერძოდ, კაბელების ან რადიოკავშირების გარდა) შეიცავს მილიონობით სააბონენტო კვანძებსა და მათ შორის დამაკავშირებელ აპარატურულ-პროგრამულ საშუალებებს. კლიენტ-სერვერული სეანსების დროს ჰოსტის მოწყობილობების ერთმანეთთან დაკავშირება ხშირად საჭიროებს ქსელის მრავალი სატრანზიტო სეგმენტის ურთიერთ შეერთებას ვირტუალური და ფიზიკური კავშირებით. სატრანზიტო კვანძებს ემსახურება ლოკალური, ე.ი. მათ ადგილებზე განლაგებული, აპარატურულ-პროგრამული საშუალებები. ასეთი საშუალებების რაოდენობა კი, როგორც ვთქვით, კვანძების რაოდენობის შესაბამისად მილიონობითაა დიდ ქსელებში (ქვექსელების გაერთიანებისას გლობალური მასშტაბის ქსელში). ისინი (კავშირგაბმულობის აპარატურულ-პროგრამული მოწყობილობები) ერთმანეთისაგან განსხვავდებიან თავიანთი სწრაფქმედებით, წარმადობით (მხედველობაში გვაქვს პირველ რიგში განსხვავებები მათი გამტარუნარიანობის მაჩვენებლებში). განსხვავდებიან, აგრეთვე, კომპუტატორების შიგა ბუფერული მესხიერების მოცულობებით და სხვა პარამეტრებითაც. მათ შორისაა, რათქმაუნდა, განსხვავებები ფასშიც, ე.ი. ქსელურ ბაზარზე სხვადასხვა მწარმოებელი ფირმების მიერ გასაყიდად გამოტანილი როგორც აპარატურული, ისე პროგრამული პროდუქციის ღირებულებებშიც.[57]

ცხადია რეალობა, რომელიც ასახავს იმ კანონზომიერებას, რომ, როდესაც იზრდება ცალკეული არხების გამტარუნარიანობა, ან უფრო მარტივად, როდესაც იზრდება ქსელის კვანძების შემაერთებელი არხების საკუთრივ ფიზიკური სიჩქარე (იგი იზომება გატარებული პაკეტების რაოდენობით დროის რომელიმე ერთეულში, მაგალითად წამში, მიკროწამში, ნანოწამში და ა.შ.), მის პარალელურად უნდა გაიზარდოს როგორც ძირითადი, ისე სატრანზიტო დანიშნულების კვანძებში მომუშავე საკომუტაციო სისტემების საკუთრივ აპარატურული სიჩქარეებიც. წინააღმდეგ შემთხვევაში ადგილი ექნება თანმდევ პრობლემას, ე.ი. ტრაფიკის ე.წ. “ჩაკეტვას”, ანუ სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, საკომუტაციო მოწყობილობების შესასვლელ და გამოსასვლელ ინტერფეისებში წარმოიქმნება ქსელის არხებში გადასაცემი საინფორმაციო ნაკადების გარკვეული სიგრძის რიგები, შემდგარი სხვადასხვა რაოდენობის ჭარბი პაკეტებისაგან. ანალოგიურ მოვლენას (ტრაფიკის “ჩაკეტვას”) ექნება ადგილი პირიქითაც, ანუ რაოდენ მაღალსიჩქარიანი საკომუტაციო მოწყობილობებითაც არ უნდა იყვნენ აღჭურვილნი ზემოთნახსენები კვანძები, დამაკმაყოფილებელ შედეგებს ვერასოდეს მივიღებთ, თუ ძირითადი (ჰოსტის კვანძების) ანდა სატრანზიტო დანიშნულების კვანძების შემაერთებელი სეგმენტები (კავშირის ფიზიკური ხაზები) არ ხასიათდებიან შესაბამისი გამტარუნარიანობებით. ე.ი. კვანძების შემაერთებელი არხებიც უნდა აღიჭურვონ მაღალსიჩქარიანი საკაბელო სისტემებით, რომელთა გამტარუნარიანობა ტექნიკური შესაძლებლობების თვალსაზრისით სასურველია ყოველთვის შეესაბამებოდეს კვანძში მომუშავე კომუტატორ/მარშრუტიზატორის სწრაფქმედებას. მიუხედავად აღნიშნული მოთხოვნების სიცხადისა, სამწუხაროდ დღესდღეობით სრულად მაინც ვერ ხერხდება ზემოთხსენებული პარამეტრების დამაკმაყოფილებელ დონეზე ურთიერთ შეთანხმება. ეს უპირველეს ყოვლისა დაკავშირებულია, როგორც აღვნიშნეთ, ქსელში საკომუტაციო კვანძების დიდ სიმრავლესთან, ასევე მაღალსიჩქარიანი (და გაფართოებული ფუნქციონალური შესაძლებლობის) ქსელური მოწყობილობების დამზადებისა და შექმნის მნიშვნელოვან ეკონომიკურ დანახარჯებთან, რომელიც კავშირგაბმულობის არხების პროვაიდერებისა და ქსელის სისტემური ადმინისტრატორების მხრიდანაც საჭი-

როა ეს დანახარჯები გაღებული იქნეს აღნიშნული პრობლემების გადასაჭრელად. მაღალსიჩქარიანი ტექნოლოგიებით დამზადებული თანამედროვე აპარატურა საკმაოდ ძვირადღირებულია და ცხადია, შეუძლებელიცაა ყოველი კვანძის (განსაკუთრებით დიდ ქსელებში) საჭირო ტექნიკური შესაძლებლობების მქონე მოწყობილობებით მათი აღჭურვა. ეს სიძნელე თანაბრად ეხება კვანძთან დაკავშირებულ როგორც საკომუტაციო სისტემებს, ისე მათ შორის შემაერთებელი კავშირის ხაზებსაც, ვინაიდან ასეთი კვანძების რიცხვი, როგორც არაერთხელ აღვნიშნეთ, ქსელურ გაერთიანებებში მილიონობითაა და მათი რაოდენობა დღითიდღე მატულობს (თუნდაც იგივე ფაქტი, რაც შესავალში აღვნიშნეთ, მობილური ტელეფონებით (პირობითად დავარქმევთ მათ “მობილური მუშა სადგურებით”) ქსელში მასობრივი შეღწევა სავარაუდოდ კიდევ უფრო გაზრდის ქსელში ტრაფიკის სიჭარბეს, რაც გაართულებს საკომუტაციო ტექნოლოგიების განხორციელებას და მოითხოვს სატრანზიტო კვანძების კიდევ უფრო გაზრდას). რაც შეეხება ამჟამინდელ მდგომარეობას, მიუხედავად საკმაოდ მაღალ სიჩქარიანი ტექნოლოგიებით დამზადებული აპარატურისა და გამტარუნარიანობის მაღალი მაჩვენებლების მქონე შემაერთებელი კავშირგაბმულობის ხაზების ამჟამად პრაქტიკაში თანდათანობით ფართოდ დანერგვისა (ასეთებია მაღალგამტარუნარიანი კოაქსიალური მაგისტრალური კაბელების (წოდებული “სქელ ინტერნეტად”), თანამედროვე ერთმოდინი და მრავალმოდინი ოპტიკურბოჭკოვანი ხაზების, ასევე დიდი წარმადობის მქონე საკომუტაციო აპარატურის, მაგალითად, BigIron, Extreme Network კომპანიის Sammit ჯგუფის (კომუტატორების ოჯახის), Cabletron, Nortel Networks, Cisco Systems და ა.შ. კომპანიების მაღალსიჩქარიანი კომუტატორების სახით) [45], ამ უკანასკნელს, ე.ი. ამჟამად ექსპლუატაციაში მყოფი საკომუტაციო მოწყობილობების უმრავლესობას გააჩნია ჯერ კიდევ არასაკმარისი სწრაფქმედება და შიგა ბუფერული მეხსიერების დამაკმაყოფილებელი დონით მოცულობა, რის გამოც ხშირია პაკეტების დამახინჯება ან, როგორც ზემოთ აღვნიშნეთ, მათი დაკარგვის შემთხვევები. ამგვარი უარყოფითი მოვლენები იწვევენ ნაკადში შემავალი პაკეტების განმეორებითი გადაცემების საჭიროებას. ცხადია, პაკეტების ხელახალი გადაცემები კვლავ ემატება მიმდინარე (ისედაც

ჭარბი) ტრაფიკის დონეს, რითაც კიდევ უფრო იზრდება საინფორმაციო ნაკადების სატრანზიტო გადაცემების ინტენსიობა. ესაა ძირითადი მიზეზი ქსელის მუშაობაში გადატვირთული რეჟიმების წარმოქმნისა, რასაც საბოლოო ჯამში თან მოსდევს ტრაფიკის დონის არაპროგნოზირებადი ცვალებადობა (პულსაციები) და თუ არ იქნა მიღებული ოპერატიული ღონისძიებები ქსელის ცალკეულ სეგმენტებში, ან საერთო არხებში (განსაკუთრებით მაგისტრალურ ადგილებში) ჭარბი დატვირთვების აღსაკვეთად, ამას თან მოჰყვება, როგორც ზემოთ აღნიშნა, ქსელის რეაქციის შენელება, წარმადობის მკვეთრი დაცემა და უარეს შემთხვევაში ქსელის პარალიზება. აქედან გამომდინარე დღის წესრიგში დგება შემუშავებული იქნეს ისეთი მეთოდები და ეფექტური საკომუნიკაციო ალგორითმები, რომლებიც მეტნაკლებად დაარეგულირებენ აღნიშნულ პრობლემებს. ამისათვის აუცილებელია და როგორც სადისერტაციო ნაშრომის შესავალში აღვნიშნეთ, წარმოდგენილი სადისერტაციო ნაშრომის მიზანიცაა, შემუშავდეს კომპიუტერული ტრაფიკის სიჭარბის მარეგულირებელი სპეციალიზატორი, რომელიც აღჭურვილი იქნება ქსელის პიკური დატვირთვის დროითი მომენტებისათვის საინფორმაციო ნაკადების ინტენსიობების ცვლილებებით პულსირებული ტრაფიკის მართვის ეფექტური მეთოდებითა და საშუალებებით (პროტოკოლებით). ასეთი ანალიზატორების მეთოდები და საშუალებები (წარმოდგენილ ნაშრომში შემოთავაზებულია, ისინი აიგოს თანამედროვე ოპტოელექტრონიკის ელემენტურ ბაზაზე) ამჟამად არსებულ მეთოდებთან და საშუალებებთან შედარებით, უკეთ გადაწყვეტენ სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძებს შორის, დიდი რაოდენობის პაკეტების საიმედო, სწრაფი და შეუფერხებელი გადაცემების პრობლემებს.

კიდევ ერთხელ ხაზი გაუსვათ იმას, რომ მიუხედავად ამჟამად განვითარებული საკმაოდ მაღალსიჩქარიანი საკომუტაციო ტექნოლოგიებისა (ბოლო პერიოდში, მაგალითად, მწარმოებელმა ფირმამ—3Com კომპანიამ ქსელურ ბაზარზე გამოიტანა მაღალსიჩქარიანი კორპორაციული კომუტატორები—CoreBuilder 9000 პროდუქტების სახით) [41], ისინი მაინც ვერ უმკლავდებიან პიკის საათებში კომპიუტერულ ქსელში წარმოქმნილ ჭარბ დატვირთვებს. სამწუხაროდ ჯერ კიდევ საკმაოდ ხშირად აქვს ადგილი სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძების შემაჯავლ

პორტებში დიდი რაოდენობით პაკეტების დაგროვებას, რომელიც ანელებს ქსელის მუშაობის სწრაფქმედებას და მთლიანობაში იწვევს მისი საერთო წარმადობის მკვეთრ დაცემას. ყოველივე ეს კი განაპირობებს ქსელის სერვერებიდან (მათ შორის ხშირად დიდი გეოგრაფიული მანძილებით დაშორებული სერვერული დანიშნულების მეინფრეიმებიდან) მისაღები პასუხების დაგვიანებას, მარტივად რომ ვთქვათ ლოდინს კლიენტების (აბონენტების) მხრიდან ასეთი პაკეტების მიღებაზე.

ყოველივე ზემოთთქმულიდან გამომდინარე ძალზე მნიშვნელოვანი ხდება პიკის საათებში წარმოქმნილი (დაგროვილი სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძების ინტერფეისებში) ჭარბი პაკეტების როგორც რაოდენობის განსაზღვრა, ე.ი. მათი დათვლა (ამ უკანასკნელს საკმაოდ კარგად ართმევენ თავს ამჟამად ქსელში მომუშავე ანალიზატორებიც), ისე მათი შეყოვნების დროითი ხანგძლიობების ოპერატიული განსაზღვრა (რომელიც მათ არ შეუძლიათ). ამას კი წარმატებით განახორციელებს ნაშრომში შემოთავაზებული და გამოკვლეული ქსელის მომსახურების სპეციალიზირებული და გამოკვლეული ქსელის მომსახურების სპეციალიზირებული. ეს უკანასკნელი თვისება, ე.ი. ანალიზატორის მიერ დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრა, საჭიროა იმისათვის, რათა ოპერატიულად გამოითვალოს მიმდინარე დროით მომენტებში რამდენ ჯამურ ხანგძლიობებს (ასევე მის მიხედვით მეხსიერების რამდენ მოცულობებს) მოითხოვენ ჭარბი პაკეტები, საკომუტაციო კვანძის ბუფერული მეხსიერების ცალკეულ სეგმენტებში (მეხსიერების ზონებში) მათი დროებითი განთავსების მიზნით იმისათვის, რომ არ წარმოიქმნას თანმდევნი სხვა პრობლემები, რომლებიც ხელს შეუშლიან კლიენტ-სერვერული პაკეტების კორექტულ გადაცემებს (ე.ი. პაკეტები არ დამახინჯდნენ, ან არ დაიკარგონ, რათა არ მოხდეს მათი განმეორებითი გადაცემების საჭიროება). ამ კუთხით გარკვეული ხარვეზები გააჩნიათ ამჟამად ექსპლუატაციაში მყოფ ანალიზატორებს, რომელთა შესახებაც დაწვრილებით ვისაუბრებთ მომდევნო პარაგრაფებში.[48]

კომპიუტერული ქსელის სპეციალისტებისათვის ცნობილია მისი ერთ-ერთი ძირითადი ნაკლი, რომელიც, მდგომარეობს იმაში, რომ დატვირთვის ზრდის პარალელურად ქსელის გამტარუნარიანობა შესამჩნევად კლებულობს და შესაბამისად მისი წარმადობაც მკვეთრად ეცემა ამ დატვირთვის ზრდასთან ერთად. აქედან გამომდინარე ქსელის

მომსახურებისას ძალზე დიდი მნიშვნელობა ენიჭება ისეთი ოპტიმალური გზების ძიებას, რომელიც დაეხმარება მათ (თუნდაც ნაწილობრივ მაინც) ასეთი პრობლემების დაძლევაში.

ერთ-ერთი გზა მდგომარეობს კომპიუტერული ქსელებისათვის დღევანდელ საშუალებებთან შედარებით უფრო სრულყოფილი ანალიზატორების შექმნაში და მათ გამოყენებაში, ქსელების ექსპლუატაციის დროს. მათი ძირითადი ფუნქცია უნდა იყოს, სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ინტერფეისებში დატვირთვის, მიმდინარე დონის ოპერატიული ანალიზი და ჭარბი პაკეტების გადაცემის ავტომატური რეგულირება, გამოსასვლელ პორტებზე. ამ კუთხით ჯერ კიდევ შეიმჩნევა მთელი რიგი ნაკლოვანებები ამჟამად არსებულ ანალიზატორებში. თითქმის ყველა ანალიზატორი, დღეისათვის არსებული მეთოდების გამოყენებით, ხშირად გვევლინებიან ძირითადად სტატისტიკური მონაცემების შემგროვებლად და ქსელის დატვირთვის დონის “პასიურ” ინტერპრეტატორებად, ხოლო რაც შეეხება ქსელის მუშაობისას (მხედველობაში გვაქვს გადატვირთულ რეჟიმში მათი მუშაობისას) უზრუნველყოფენ “აქტიურ” ჩარევას, ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების გადაცემის რეგულირებაში (მართვაში). მათ აღმოსაფხვრელად ჯერ კიდევ გარკვეული კვლევა-ძიებითი სამუშაოებია ჩასატარებელი (ამ მიზანს ემსახურება კვლევისათვის შერჩეული სადისერტაციო თემატიკაც, რომელიც განხილულია ამ ნაშრომში).

აღნიშნულ პარაგრაფში შევეცადოთ მოკლედ აღვნიშნოთ დღეისათვის არსებული და ქსელებში გამოყენებული ანალიზატორების (მაგალითად, ფირმა Novell – ის Analyzer For Windows ან Microsoft – ის ანალიზატორების) ზოგიერთი ნაკლოვანებები, რათა დაისახოს გზები იმ დონისძიებების შემუშავებისათვის, რომლებიც შეიცავენ ამ კუთხით პერსპექტიულ მიდგომებს მათ აღმოსაფხვრელად [59].

ამჟამად არსებული ანალიზატორების მუშაობა, ორიენტირებულია კომპიუტერულ ქსელში CSMA/CD – პროტოკოლის გამოყენებაზე. ასეთი ანალიზატორები ძირითადად გვევლინებიან კომპიუტერულ ქსელურ პროცესებზე დამკვირვებლების როლში, რომლებიც კარგ სამსახურს უწევენ ქსელის ადმინისტრატორს მონიტორინგის ფუნქციების განხორციელებაში [41, 46]. ასეთი ანალიზატორების უმრავლესობა

განკუთვნილია ქსელის მაგისტრალური ხაზებისა და მისი ცალკეული სეგმენტების მუშაობის შესახებ სტატისტიკური მონაცემების შესაგროვებლად, რათა ქსელის ადმინისტრატორს მიეცეს შესაძლებლობა მიმდინარე დატვირთვის მონაცემები შეადაროს ქსელის საბაზო დატვირთვის მონაცემებს და საჭიროების შემთხვევაში დროულად აღმოფხვრას წარმოქმნილი ქსელური პრობლემები (ქსელურ ლიტერატურაში ასეთ პრობლემებს ხშირად უწოდებენ როგორც “ვიწრო ადგილებს” ან “მტკივნეულ ადგილებს” ქსელის მუშაობაში).

ანალიზატორების ცნება, როგორც ასეთი, ზოგადია და მათი დასახელება კონკრეტულად მოიხსენიება იმ ფუნქციებთან ერთად, რომლებსაც ძირითადად ასრულებენ ისინი. ასეთი ფუნქციების რაოდენობა კი კომპიუტერულ ქსელში ძალზე მრავლადაა. მარტივ შემთხვევაში ყველა ფუნქცია უნდა განვიხილოთ ძირითადად ორი რგოლის გათვალისწინებით. ესენია კომპიუტერულ ქსელში პაკეტების გადამცემი რგოლის ანალიზატორები და პაკეტების მიმღები რგოლის ანალიზატორები. პირველ შემთხვევაში ეს ფუნქციებია: ქსელის მოსმენა პაკეტების გადაცემის დაწყების წინ (ხომ არ აწარმოებს ამ დროს რომელიმე სხვა მუშა სადგური გადაცემებს); შეყოვნება (ლოდინი) თუ კი არხი დაკავებულია სხვა სადგურებიდან პაკეტების გადაცემებით; კოლიზიების (პაკეტების შეჯახებისა და დაზიანებების) მოსმენა–აღმოჩენა და მათი სტატისტიკის შეგროვება; კოლიზიების წარმოქმნის დროს ლოდინის მანიშნებელი სასიგნალო მნიშვნელობების გამომუშავება (პაკეტების განმეორებითი გადაცემების დაწყების წინ) და ნებართვის სიგნალის გაცემა პაკეტების ხელახლა გადაცემებისათვის ან მუშაობის შეწყვეტა თუ კი წარმოქმნილი პრობლემები მოითხოვენ ორგანიზაციის გარედან სპეციალისტების ჩარევას (ასეთი შემთხვევებია, მაგალითად, კვანძის კომპიუტერების ადაპტერების მწყობრიდან გამოსვლა, “უსარგებლო” პაკეტებით ქსელის არხების “დანაგვიანება” ე.წ. “ქარიშხალის” წარმოქმნა და სხვა). ამ ფუნქციებს, როგორც აღვნიშნეთ, საკმაოდ კარგად ართმევენ თავს დღეისათვის არსებული ანალიზატორები, რომლებიც ემსახურებიან მხოლოდ პაკეტების გადაცემის რეჟიმებს. [53]

კარგად მუშაობენ, ასევე, ანალიზატორები ზემოთნახსენები მეორე რგოლისათვის, რომლებიც ქსელში თვალყურს ადევნებენ და

აგროვებენ სტატისტიკურ მონაცემებს პაკეტების შესახებ მათი მიღების რეჟიმში (ჰოსტის მიმღები კომპიუტერის მიერ), ე.ი. ანხორციელებენ ისეთი ფუნქციების რეალიზაციას, როგორცაა მიღებული პაკეტების დათვალიერება და მათში ფრაგმენტების აღმოჩენა. ახდენენ მიმღების მისამართის (MAC - მისამართის) კორექტულობის შემოწმებას; მიღებული პაკეტის მთლიანობის შემოწმებას; საკონტროლო თანამიმდევრობების შემოწმებას (განსაკუთრებით მაშინ, თუ კი მიღებული პაკეტი შედგება რამოდენიმე დეიტაგრამისაგან); აწარმოებენ არაკორექტული პაკეტების ფილტრაციას და ა.შ.

ისიც უნდა აღინიშნოს, რომ ბოლო პერიოდში შექმნილ ანალიზატორებს გააჩნიათ საკმაოდ მაღალი “ინტელექტუალური” დონეც (უნარი) ქსელის დატვირთვების შეფასებისას (აქვე კვლავ შევნიშნოთ, რომ ასეთი გაფართოებული “ინტელექტის” მქონდე ანალიზატორები საკმაოდ ძვირადღირებულია და მათში გამოყენებული ზოგიერთი პროგრამული პროდუქტების ფასი რამოდენიმე ათეულ ათასს დოლარსაც კი აღწევს). ასეთი ანალიზატორები ქსელის დატვირთვების ზრდასთან ერთად ითვლიან კოლიზიების რიცხვს (და გვაძლევენ მონაცემებს %-ში); არხის გამტარუნარიანობის ხვედრით წილს, რომლითაც ქსელი დაკავებულია პაკეტების გადაცემებისას მიმდინარე მომენტში. ასეთ ანალიზატორებს მონიტორის ეკრანზე ქსელის ადმინისტრატორისათვის გამოჰყავთ მონაცემები ტექსტურ რეჟიმში (მაგალითად, ანალიზატორი NNC LANalyzer) ან გამოხატავენ ქსელის დატვირთვის დონეს გრაფიკებით (მაგალითად, ფირმა Novell-ის, Inc – ის LANalyzer For Windows) [59]. ისინი იძლევიან სასიგნალო შეტყობინებებსაც ქსელის გადატვირთვის შესახებ, იძლევიან ინფორმაციას დატვირთვის ზღვრული პიკების შესახებ, რათა ქსელის ადმინისტრატორმა შეძლოს დროზე ჩაერიოს ქსელის მუშაობაში და მოახდინოს კონფიგურაციის შეცვლა (ე.ი. მოახდინოს ქსელის რეკონფიგურაცია, ანუ სეგმენტების გადაწყობა შემხვედრი საჭიროების და მიხედვით). გარდა ამისა შედარებით სრულყოფილი შესაძლებლობების მქონდე ანალიზატორებს მიმდინარე მომენტში შეუძლიათ პასუხი გასცენ კითხვებს: იზრდება თუ არა ქსელის დატვირთვის დონე? (თუ იზრდება, რა მიზეზით); აქვს თუ არა ადგილი

დატვირთვის უჩვეულო პიკებს? (გადაცილებულ ზღვრულ მნიშვნელობებს), ამასთან კონკრეტულად დღის რომელ საათებში წარმოიქმნება დატვირთვის მაღალი ან დაბალი დონეები და ა.შ. თუმცა ყოველივე ამას აწარმოებს იმ შემთხვევაში, თუ წინასწარ დადგენილია (მითითებულია ქსელის ადმინისტრატორის მხრიდან) ქსელის დატვირთვის ზღვრული სასიგნალო მნიშვნელობები. კვლავ აღვნიშნოთ ის ფაქტი, რომ რაოდენ “ინტელექტუალურებიც” არ უნა იყვნენ ისინი (ქსელის ანალიზატორები), მათ მიერ შესრულებული ფუნქციების უმრავლესობა ხშირ შემთხვევაში მაინც მიეკუთვნებიან “პასიურს”. ყოველივე ეს (ანალიზატორის ინტელექტუალური შესაძლებლობების გაზრდა), რა თქმა უნდა კარგია, მაგრამ იბადება კითხვა: შეუძლია თუ არა იმოქმედოს ქსელის ანალიზატორმა (ადმინისტრატორის დაუხმარებლად) ისეთი ღონისძიებების ჩასატარებლად (ჩვენს მიერ ზემოთნახსენები ე.წ. “აქტიური” ფუნქციების შესასრულებლად), რომლებიც ქსელის გადატვირთვის დაწყებისთანავე ოპტიმალურად დაარეგულიროს ჭარბი პაკეტების გადაცემები? (რა თქმა უნდა ისიც კარგია, თუ ზოგიერთი ძვირადღირებული ანალიზატორი ითვლის დატვირთვის %-ულ რაოდენობასაც და ზღვრული პიკების მიღწევისას გამოსცემს სასიგნალო შეტყობინებებს). ამ კუთხით (გარდა იმისა, რომ გამოსცემს შეტყობინებას ლოდინის საჭიროების შესახებ) დღეისათვის არსებული ანალიზატორების უმრავლესობას ამის უნარი არ გააჩნიათ. ეს კი, ცხადია, უნდა ჩაითვალოს ანალიზატორის მეთოდების არასრულყოფილებად და ისინი საჭიროებენ მსგავსი ნაკლოვანი მხარეების აღმოსაფხვრელად შემდგომი კვლევაშიებითი სამუშაოების ჩატარებას.[57]

ანალიზატორების ზემოთხამოთვლილი ფუნქციების გარდა, რომელთა უმრავლესობა, როგორც აღვნიშნეთ, დაფუძნებულია პაკეტების აღრიცხვის სტატისტიკაზე და მათ ანალიზზე, სასურველია მათ გააჩნდეთ, აგრეთვე უნარი აღრიცხონ დაგროვილი ჭარბი პაკეტების არა მხოლოდ რაოდენობა (ე.ი. მათი რიცხვი, თუნდაც %-ული გამოხატულებით), რომელიც გროვდება კვანძში და მოითხოვს ლოდინს გადაცემებისათვის (ეს სწარმოებს ძირითადად მუშაობის ე.წ. “FIFO”-ს (First In, First Out) რეჟიმში. ე.ი. დაგროვების დროს რომელი პაკეტიც შემოვიდა კვანძის კომპუტატორში პირველი, ის გავა ამ საკომპუტაციო

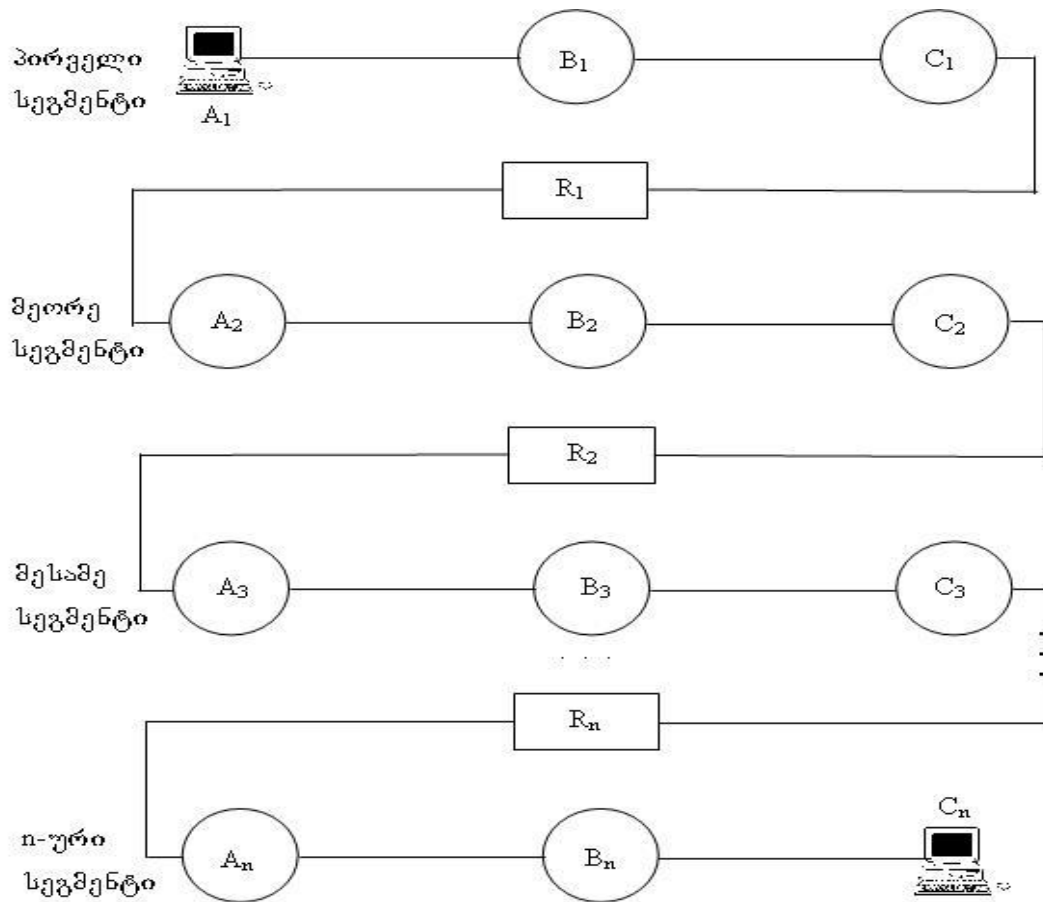
კვანძიდან ასევე პირველი ქსელის განტვირთვის შემთხვევაშიც), არამედ უნდა შეეძლოთ დაგროვილი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების (მათ შორის ჯამურიც) გამოთვლაც, რომელიც საშუალებას მისცემს ანალიზატორს “აქტიურად ჩაერიოს” ჭარბი პაკეტების გადაცემების რეგულირებაში. ნაკლოვანებებად უნდა ჩაითვალოს ისიც, რომ დღეისათვის არსებულ ანალიზატორებს არ შეუძლიათ: ოპტიმალურად გაანაწილონ ბუფერებში ჭარბი პაკეტების განთავსება; გამოითვალონ პაკეტების სიჭარბის შემთხვევაში მესხიერების რა რაოდენობის მოცულობაა საჭირო ამისათვის; რამდენ ხანს უნდა დაჰყონ ჭარბმა პაკეტებმა ბუფერში სანამ ისინი გადაიცემოდნენ; როგორი წესით უნდა მოხდეს მათი კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე გაცემა (მართვადი რიგების შემუშავება) და ა.შ. ანალიზატორების აღნიშნული ნაკლოვანი მხარეების აღმოფხვრას ეძღვნება წარმოდგენილი ნაშრომი, რომლის მომდევნო პარაგრაფებში შემუშავებულია ის გზები და ცალკეული მიდგომები, რომელთა განხორციელებაც საჭიროა ანალიზატორების მუშაობაში ზემოთაღნიშნული ხარვეზების გამოსასწორებლად.

ზემოთ აღნიშნული გვექონდა, რომ ქსელის მუშაობაში გადატვირთული რეჟიმების წარმოქმნა იწვევს პრობლემებს, რომელიც ამცირებს ქსელის სწრაფქმედებასა და მის წარმადობას. ხაზგასმული იქნა, რომ ყოველივე ეს გამოწვეულია ერთმანეთისაგან დიდი მანძილებით დაშორებული ჰოსტის კომპიუტერებს შორის შეტყობინებების მოძრაობისას (პაკეტების ელექტრონული ტრანსპორტირებისას) სატრანზიტო კვანძებში მათი მუშაობის პიკის საათებში ჭარბი პაკეტების დაგროვებითა და ქსელის არხებით მათი გადაცემების დროითი დაყოვნებებით [12–16].

აღნიშნულ პარაგრაფში შევეცადეთ გარკვეული სიცხადე შევიტანოთ აღნიშნული მოვლენების წარმოქმნის არსში, რათა შემუშავდეს ამ პრობლემების შემამსუბუქებელი ღონისძიებები. ამისათვის უფრო კონკრეტული სახით მოვახდინეთ მათი ფორმულირება წარმოდგენილი ნაშრომის კვლევის ძირითადი ამოცანების სახით.

განვიხილოთ ქსელის დაშორებულ ჰოსტებს შორის კავშირის საღტური (მაგისტრალური) სტრუქტურის მარტივი ფრაგმენტი (ნახ. 1), რომელიც შედგება ერთმანეთთან $R_1, R_2, R_3 \dots R_n$ რეპიტერებით

დაკავშირებული R სეგმენტებისაგან, თითოეულ სეგმენტზე განლაგებული 3 A_i, B_i, C_i საკომუტაციო კვანძით.



ნახ. 1. საკომუტაციო კვანძების განლაგება კომპიუტერულ ქსელში.

ამ ნახაზზე $A_1, A_2, A_3, \dots, A_n$ და $C_1, C_2, C_3, \dots, C_n$ – წარმოადგენენ ქსელის სეგმენტების ჰოსტის კვანძებს, ხოლო $B_1, B_2, B_3, \dots, B_n$ – ქსელის შუალედურ (სატრანზიტო) საკომუტაციო კვანძებს.

ჯერ განვიხილოთ ინფორმაციის (შეტყობინების პაკეტების) გადაცემა პირველ სეგმენტში, რომელიც შედგება A_1, B_1 და C_1 საკომუტაციო კვანძისაგან. დაუშვათ გვაქვს გადასაცემი რაიმე შეტყობინება M_k , რომლის სიგრძეა L_k . შეტყობინება M_k საჭიროა გადაიცეს პირველი A_1 ჰოსტის საკომუტაციო კვანძიდან C_1 – საკომუტაციო კვანძში B_1 -სატრანზიტო კვანძის გავლით. შემდეგ C_1 -დან R_1 რეპიტერის გავლით მეორე სეგმენტის A_2 კვანძში და ა.შ. სანამ არ მიაღწევს ქსელის ბოლო ჰოსტის C_n კვანძს. შემოვიღოთ შემდეგი აღნიშვნები: N_k – საწყის M_k

შეტყობინებაში შემავალი პაკეტების რიცხვი; $V_{A_i B_i}$, $V_{B_i C_i}$ – ქსელის სეგმენტების შესაბამისი $A_i B_i$ და $B_i C_i$ არხებით პაკეტების გადაცემის სიჩქარეები. დაუშვათ, რომ ქსელის მუშაობის რომელიმე მომენტში შეტყობინების $A_1 B_1$ და $B_1 C_1$ არხებით (პირველი სეგმენტისათვის) გადასაცემად რიგში დგანან მხოლოდ M_k – შეტყობინების პაკეტები, მაშინ შეიძლება ვაჩვენოთ, რომ A_1 – საკომუტაციო კვანძიდან C_1 – საკომუტაციო კვანძში M_k შეტყობინების ჩაბარების (ე.ი. პირველი სეგმენტის C_1 – კვანძში მიღწევის) დრო განისაზღვრება როგორც

$$T_{\text{ჩაბ. } N_k}^1 = L_k^1 \left(\frac{1}{V_{\min}} + \frac{1}{N_k V_{\max}} \right), \quad (12.1)$$

სადაც

$$V_{\min} = \min \{ V_{A_1 B_1}, V_{B_1 C_1} \},$$

$$V_{\max} = \max \{ V_{A_1 B_1}, V_{B_1 C_1} \}.$$

ადგილი მისახვედრია, რომ თუ ადგილი აქვს $N_k = 1$, მაშინ შეტყობინება გადაიცემა სრულად (შეტყობინების კომუტაციის სისტემის მსგავსად), ხოლო თუ $N_k \neq 1$, მაშინ ადგილი აქვს M_k შეტყობინების შემცველი ცალკეული პაკეტების კომუტაციით გადაცემას. ასეთ შემთხვევაში დამოკიდებულება

$$\eta = \frac{T_{\text{ჩაბ. } N_k}}{T_{\text{ჩაბ. } 1}} \quad (12.2)$$

აღწევს თავის მინიმუმს, როცა პირველი სეგმენტის A_1 და C_1 ჰოსტის დამაკავშირებელი არხების სიჩქარეები $V_{A_1 B_1} = V_{B_1 C_1}$.

ანალოგიური მსჯელობის საფუძველზე შეიძლება განისაზღვროს შეტყობინებების ჩაბარების დროითი ხანგრძლიობები ქსელის დანარჩენი მე-2, მე-3 . . . n-სეგმენტებისათვის, თუ ყველა კვანძების შემაერთებელი არხების სიჩქარეები ყოველ სეგმენტში ერთნაირია (ნახ. 1). ე.ი.

$$T_{\text{ჩაბ. } N_k}^2 = L_k^2 \left(\frac{1}{V_{\min}} + \frac{1}{N_k V_{\max}} \right);$$

$$V_{\min} = \min \{ V_{A_2 B_2}, V_{B_2 C_2} \};$$

$$V_{\max} = \max \{ V_{A_2 B_2}, V_{B_2 C_2} \};$$

$$T_{\text{წბ } N_k}^3 = L_K^3 \left(\frac{1}{V_{\min}} + \frac{1}{N_k V_{\max}} \right);$$

$$V_{\min} = \min \{V_{A_3 B_3}, V_{B_3 C_3}\};$$

$$V_{\max} = \max \{V_{A_3 B_3}, V_{B_3 C_3}\};$$

$$T_{\text{წბ } N_k}^n = L_K \left(\frac{1}{V_{\min}} + \frac{1}{N_k V_{\max}} \right);$$

$$V_{\min} = \min \{V_{A_n B_n}, V_{B_n C_n}\};$$

$$V_{\max} = \max \{V_{A_n B_n}, V_{B_n C_n}\};$$

ცხადია, თუ M_k შეტყობინება გადაცემა ქსელის ყველაზე განაპირა ჰოსტებს შორის, ე.ი. A_1 კვანძიდან C_n კვანძამდე ყველა სატრანზიტო $R_1, R_2, R_3, \dots, R_{N-1}$ რეპიტერების გავლით, M_k -ს ჩაბარების დრო წყაროს A_1 კვანძიდან მიმღების C_n -კვანძში შეადგენს

$$T_{\text{წბ } N_k}^N = \sum_{i=1}^N L_K \left(\frac{1}{V_{\min}} + \frac{1}{N_k V_{\max}} \right), \quad (12.3.)$$

სადაც N -ქსელის სტრუქტურაში შემავალი სატრანზიტო არხების რაოდენობაა A_1 პუნქტიდან C_n პუნქტამდე მარშრუტის გზაზე.

ახლა განვიხილოთ ნახ.1-ზე წარმოდგენილ ქსელში ჰოსტის კომპიუტერებს შორის მონაცემთა გადაცემისას საკომუტაციო კვანძებში ჭარბი პაკეტების წარმოქმნის მიზეზები. ნახ.2-ზე გამოსახულია კომპიუტერული ქსელის სატრანზიტო (მაგალითად, პირველი სეგმენტის A_1 n -ური სეგმენტის C_n კვანძამდე) i – ურ საკომუტაციო ერთ-ერთ კვანძში მის შემავალ და გამავალ ინტერფეისებზე პაკეტების დაგროვების შემთხვევა, რომელსაც წარმოქმნის ამ ინტერფეისების ცალკეულ პორტებზე არსებული პაკეტების n და m რაოდენობებს შორის ურთიერთდამოკიდებულება.



ნახ. 2. კომპიუტერული ქსელის i – ური კვანძი.

ამ ნახაზზე გამოხატულ i -ურ კვანძში ქსელის გადატვირთულ რეჟიმებში მუშაობის დროს შემაჯავლი ინტერფეისის 1,2,3, ... n პორტებზე პაკეტების რაოდენობა აღემატება გამაჯავლი ინტერფეისის $1^1, 2^1, 3^1, \dots, n^1$ პორტებზე პაკეტების რაოდენობას, რაც იწვევს სატრანზიტო კომუტატორის (ჩვენს შემთხვევაში i -ური კვანძის კომუტატორის) წარმადობის დაცემას და შედეგად მთლიანობაში კომპიუტერული ქსელის სწრაფქმედების შენელებას, საბოლოო ჯამში კი – ქსელის გადატვირთვას. გადატვირთვა შეიძლება შეეხოს როგორც ცალკეულ კვანძს, ისე ქსელის რომელიმე უბანს ან უბანთა ჯგუფს (მხედველობაში გვაქვს ქსელის სეგმენტების ცალკეული ჯგუფის კომუტატორები), ხოლო უკიდურეს შემთხვევაში კი – მთელ ქსელს.

ზემოთხსენებული მსჯელობიდან გამომდინარე ახლა მოკლედ განვიხილოთ კომპიუტერული ქსელის გადატვირთვის აღმოფხვრის შესაძლო გზებზე და ასეთ მოვლენებთან ბრძოლის ძირითად კონცეფციებზე [12-15].

აღნიშნული პრობლემების გადასაწყვეტად, საჭიროა შემუშავებული იქნეს სხვადასხვა მეთოდები და საშუალებები. ესენია საკომუტაციო კვანძის კომუტატორების ბუფერული მეხსიერების გაზრდა და მისი ზონებად დაყოფა ჭარბი პაკეტების დროებითი განთავსების მიზნით, პაკეტების პრიორიტეტული განლაგება კვანძის კომუტატორის ოპერატიულ მეხსიერებაში, პაკეტების მართვადი რიგების შექმნა კომუტატორის პროცესორების მიერ და ა.შ. თუმცა ამ მეთოდების გამოყენება ყოველთვის იქნება ნაკლებად ეფექტური, თუ არ შემუშავდება ისეთი მეთოდი, რომლის მიხედვითაც გვეცოდინება ჭარბი პაკეტების მიწოდებისას (დაგროვებისას) მათი ჯამური ხანგძლიობები, რათა სწრაფად განისაზღვროს რამდენი ხნის განმავლობაში უნდა დაიკაონ მათ ოპერატიული მეხსიერების ზონები, ასევე განისაზღვროს მათი მოცულობები, ანუ მეხსიერების საჭირო ელემენტების რაოდენობები.

ახლა შევეხოთ ქსელის გადატვირთვის აღმოფხვრის ერთ-ერთ გზას. ზემოთხსენებული მიზეზების გამო ქსელში პაკეტების გადაცემის პროცესში ასეთ დროს, როგორც აღვნიშნეთ, შეიძლება ადგილი ჰქონდეს გადატვირთვას. განვიხილოთ ეს მოვლენა უფრო დაწვრილებით.

გადატვირთვები წარმოადგენენ ქსელის ნორმალური ფუნქციონირების მნიშვნელოვან შემაფერხებელ ფაქტორს, ამიტომ აუცილებელია მათი წარმოშობის მიზეზების საფუძვლიანად შესწავლა, ანალიზი და აღმოფხვრის ღონისძიებების დასახვა, შემდგომ კი მათი ზედმიწევნით გატარება რათა მაქსიმალურად შემცირდეს დროითი შეყოვნებები მონაცემთა გადაცემა-მიღების პროცედურების რეალიზაციების დროს.

ქსელის ნორმალური ფუნქციონირების პირობებში გადამცემი კომპიუტერების მიერ ქსელისათვის მიწოდებული შეტყობინებები, წარმოდგენილი სათანადო პაკეტების სახით, გადაიცემა კავშირგაბმულობის ქსელის არხების მიერ და მიეწოდებათ ისინი მიმღებ კომპიუტერებს, რა თქმა უნდა, გარდა სხვადასხვა სახის შეცდომების გამო დაზიანებული პაკეტებისა, რომელთა აღმოჩენა და აღდგენაც მიმდინარეობს წინასწარ შემუშავებული მეთოდებით ქსელის ანალიზატორების მიერ. ქსელის მუშაობის ნორმალურ რეჟიმში ასეთი სურათი იქმნება: მომხმარებლისათვის მიწოდებული პაკეტების რაოდენობა ქსელის საკომუტაციო კვანძში შემოსული პაკეტების რიცხვის ტოლია და ქსელის ფუნქციონირებაც კორექტულ რეჟიმში მიმდინარეობს. ამ სახის შეტყობინებათა გადაცემის პროცესი წარიმართება ნორმალურად, თუ ქსელში გადაადგილებადი პაკეტების რიცხვი არ აღემატება ქსელის გამტარუნარიანობას (პაკეტი/წმ). თუ ქსელში შემოსულ პაკეტთა რიცხვი ამა თუ იმ მიზეზის გამო იწყებს სწრაფ მატებას, ე.ი. ტრაფიკი მნიშვნელოვნად იზრდება და კომუტატორები ვეღარ ასწრებენ მის მომსახურებას, ასეთ დროს ქსელში წარმოიქმნება გადატვირთვა, რის გამოც ქსელის წარმადობა კლებულობს. აქ საკომუტაციო მოწყობილობების გადატვირთვას იმიტომ ვუსვამთ ხაზს, რომ ისინი წარმოადგენენ ძირითად მოწყობილობებს როგორც შიდა საქსელო, ასევე ქსელთაშორისი გადაცემების ორგანიზების პროცესებში. ტრაფიკის შემდგომი ზრდის პირობებში წარმადობა კიდევ უფრო ეცემა და შეიძლება შეიქმნას ისეთი მდგომარეობაც კი, რომ საერთოდ შეწყდეს პაკეტების ქსელით გადატანა, ანუ სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, დაიკარგოს ჭარბი პაკეტები. გადატვირთვა შეიძლება გამოიწვიოს რამოდენიმე ფაქტორმა: მაგალითად, პაკეტების ნაკადების ერთდროულმა შემოსვლამ რამოდენიმე მიმართულებიდან, რომელთა გადაცემაც საჭიროა მხოლოდ ერთი გარკვეული

მიმართულებით ან პირიქით, როდესაც შეტყობინება ერთდროულად მიეწოდება ერთი და იგივე ადრესატს. ეს კი სატრანზიტო კომპუტატორებში ხდება რიგების წარმოშობის მიზეზი. გადატვირთვების მიზეზი შეიძლება გახდნენ კომპუტატორების დაბალსიჩქარიანი (ნელამომქმედი) პროცესორები. ასეთ დროს რაც არ უნდა დიდი გამტარუნარიანობა ახასიათებდეს გადამცემ ხაზს, თუ პროცესორი ნელა ასრულებს მასზე დაკისრებულ ფუნქციებს რაც დაკავშირებულია ანალიზატორში პაკეტების აღრიცხვასთან, რიგების მართვასთან, სამარშრუტო ცხრილების გაანალიზებასთან, მთლიანობაში გახდება ქსელის გადატვირთვის მიზეზი.

გადატვირთვის მიზეზი შეიძლება შეიქმნენ თვით გადამცემა ხაზებიც. მაგალითად, როცა საკომუტაციო კვანძის პროცესორები დამაკმაყოფილებელი სიჩქარით ართმევენ თავს მათზე დაკისრებულ მოვალეობას, მაგრამ გადამცემა ხაზები ვერ ასწრებენ პაკეტების ნაკადის დროულ გადაცემას, ამ შემთხვევაშიც ადგილი ექნება ქსელის გადატვირთვას. საერთო სურათი იქმნება ასეთი: ქსელში ყოველთვის იქნება ე.წ. “ვიწრო ადგილის” პრობლემა, თუ მისი კომპონენტების ფუნქციონირება არ არის სათანადოდ ურთიერთბალანსირებული.

კომპიუტერული ქსელების მართვა შეიძლება განხორციელდეს ორი სახით, როგორც ეს მიღებულია ზოგადად რთული ქსელური სისტემების მართვის პროცესების რეალიზების დროს: უკუკავშირების არ არსებობის და მათი არსებობის პირობებში.

რთული ქსელური სისტემების მართვა უკუკავშირების არ არსებობის პირობებში გულისხმობს ისეთ მდგომარეობას, როდესაც პირველად მხარეს, მიმწოდებელს, არა აქვს პირდაპირი, კონკრეტული ინფორმაცია, თუ როგორ ხდება მიმღებ მხარეს იმ გადაწყვეტილებების რეალიზება, რომლებიც მისაღებია გადამცემა მხარის მიერ.

ქსელის მართვა უკუკავშირების არსებობის პირობებში კი გულისხმობს, გადამცემა მხარის (გადამცემა რგოლის ანალიზატორის) მიერ მიმღები მხარის (მიმღები მხარის ანალიზატორის მიერ) მუდმივ ინფორმირებას, მიმდინარე პროცესებზე.

ქსელურ სისტემებში უკუკავშირების გარეშე წინასწარ ტარდება მიზანდასახული ღონისძიებები, რათა გარანტირებული იქნეს დასმული ამოცანების ეფექტური გადაწყვეტა. უკუკავშირების არსებობის

პირობებში ქსელური სისტემის ფუნქციონირებაში მუშაობის პროცესში ჩარევა და რაიმე კორექტივის შეტანა როგორც წესი, გათვალისწინებული არ არის.

ქსელური სისტემები უკუკავშირით დაფუძნებულია ანალიზატორის მიერ მიმდინარე პროცესების ანალიზზე და შესაბამისი კორექტივების განხორციელებაზე. კომპიუტერული ქსელების შემთხვევაში, როდესაც საქმე ეხება გადატვირთვას, უკუკავშირის რეალიზება შედგება შემდეგი სამი ეტაპისაგან:

1. საჭიროა ქსელზე დაკვირვება, რათა განსაზღვრული იქნეს სად და როდის მოხდა გადატვირთვა;
2. უნდა მოხდეს გადატვირთვის შესახებ ინფორმაციის გადაცემა იქ, სადაც შეიძლება განხორციელდეს მისი აღმოფხვრის ღონისძიებები;
3. ჩატარდეს იმ ღონისძიებების გატარება, რომლებიც სრულად აღმოფხვრიან გადატვირთვებს.

საერთოდ, ქსელის ადმინისტრატორის ქსელზე დაკვირვების დროს, როდესაც გადატვირთვის შესაძლებლობის აღმოჩენაა საჭირო, განისაზღვრება რამოდენიმე მნიშვნელოვანი პარამეტრი რომელთა შორისაც აღსანიშნავია:

- იმ ჭარბი პაკეტების პროცენტული რაოდენობა, რომელთა მიღების (განთავსების) იგნორირებაც ხდება ბუფერული მახსოვრობის კვანძების გადავსების გამო (ამას აკეთებს ქსელის ანალიზატორი);
- იმ ჭარბი პაკეტების პროცენტული რაოდენობა, რომელთა გადაცემაც ციკლურად მეორდება მიღების დადასტურების არქონის გამო;
- პაკეტების დაყოვნების საშუალო დრო (ამას გააკეთებს ნაშრომში დამუშავებული ანალიზატორი ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრის დროს);
- პაკეტების დაყოვნების დროის გადახრის საშუალო კვადრატული მნიშვნელობა (საჭიროების შემთხვევაში, თუ კი ამით ინტერესდება ქსელის ადმინისტრატორი).

ამ პარამეტრების რიცხვითი მნიშვნელობების ზრდა ყოველთვის იმის მაჩვენებელია, რომ გადატვირთვის შესაძლებლობა ქსელურ სტრუქტურაში მატულობს. ქსელზე დაკვირვების მეორე ეტაპი გულისხმობს ქსელში დამატებით ინფორმაციის გადაცემას, რაც კიდევ

უფრო ამბიებს მის ისედაც რთულ (გადატვირთულ) მდგომარეობას. ამ მდგომარეობიდან გამოსვლა შესაძლებელია ანალიზატორის მიერ თვითონ სამომხმარებლო პაკეტში დამატებითი სპეციალური ველის შეტანით, რომელშიც აისახება გადატვირთვის მდგომარეობა და მარშრუტიზატორი მას მიიღებს სამომხმარებლო პაკეტის სამსახურებრივი ნაწილის მოცულობის უმნიშვნელო ცვლილების გზით. კომპიუტერული ქსელი უკუკავშირით კი უკვე იდეაში გულისხმობს, რომ მიღებული ინფორმაცია გადატვირთვისთან დაკავშირებით გამოყენებული იქნება გადატვირთვის აღმოფხვრის მიზნით.

გადატვირთვის არსებობა ნიშნავს იმას, რომ დატვირთვა დროებით ჭარბობს ქსელის რესურსების შესაძლებლობებს მოცემულ ადგილზე არსებული მოწყობილობებით (მაგალითად ტრანზიტის რომელიმე ადგილას). ასეთ პირობებში პირველ რიგში გამოყენებული უნდა იქნეს ქსელის შიდა რესურსები: თუ ჩვეულებრივ პირობებში პაკეტების გადაცემა ხორციელდება ოპტიმალური გზებით, ადგილობრივი სატრანზიტო კვანძის გადატვირთვის შემთხვევებში გადაცემა უნდა განხორციელდეს გარშემოვლითი (გვერდის ავლით) მარშრუტებით თუ კი ეს შესაძლებელს გახდის დაკმაყოფილდეს მომხმარებელთა აუცილებელი მოთხოვნები. გადატვირთვის პრობლემის გადაჭრის მიმართ შესაძლებელია ორი მიდგომა:

- მოხდეს დამატებითი რესურსების ამოქმედება;
- შემცირდეს დატვირთვის დონე.

თუმცა არც ორივე მიდგომის ერთდროული გამოყენებაა გამორიცხული. კომპიუტერული ქსელების შემთხვევაში დამატებითი რესურსების გამოყენების მაგალითად შეიძლება მოყვანილი იქნეს მოდემების საშუალებით სატელეფონო ქსელის გამოყენება პაკეტების გადაცემის დამატებითი ორგანიზებისათვის. ქსელის ფუნქციონირების ნორმალური რეჟიმისათვის ეს საშუალება არ არის მიზანშეწონილი (ღირებულების, ნელა მოქმედების, საიმედოობისა და სხვა მაჩვენებლების მიხედვით), თუმცა გადატვირთვის აღმოფხვრის პროცესში შეიძლება გამართლებული აღმოჩნდეს კიდევ. თუ გადატვირთვებთან ბრძოლის პროცესში შიგა და გარე რესურსების გამოყენების ყველა გზა ამოიწურება და მიუხედავად ამისა

გადატვირთვა მაინც არ ამოიფხვრება, ასეთ შემთხვევაში საჭიროა დატვირთვის აუცილებელი შემცირება. დატვირთვის შემცირება კი ნიშნავს მომხმარებელთა მოთხოვნების გარკვეული ნაწილის შეუსრულებლობას (რაც ასევე არასასურველია) [12, 15].

ქსელის მიერ დატვირთვის შემცირების დროს მომხმარებელი მომსახურების მოთხოვნაზე უარყოფით პასუხს იღებს და იგი იძულებული ხდება დაელოდოს ქსელში მომსახურების შესაძლებლობის აღდგენას. ქსელისათვის ეს არ არის მაინც და მაინც კარგი მაჩვენებელი. ამ დროს მომხმარებლის თვალში ქსელის ავტორიტეტის გაუფასურება ხდება, ამიტომ იგი არასასურველ იძულებით ღონისძიებად უნდა ჩაითვალოს. მიუხედავად ამისა, უმჯობესია მომხმარებელი ნაწილობრივ შეიზღუდოს, ვიდრე ქსელმა საერთოდ შეწყვიტოს ფუნქციონირება, როგორც ეს მოსალოდნელია გადატვირთვების უმართავი პროცესების წარმოშობის შემთხვევაში.

ახლა შევეხოდ ქსელის ადმინისტრატორების მხრიდან გადატვირთვების თავიდან აცილების სტრატეგიების შემუშავებას. ასეთი სტრატეგიების შემუშავება მნიშვნელოვანია როგორც უკუკავშირების არა მქონე, ასევე უკუკავშირების მქონე ქსელებისათვის. განსხვავება ძირითადად მდგომარეობს იმაში, რომ უკუკავშირების არ მქონე ქსელებში უნდა გატარდეს ღონისძიებები, რომლებიც მის წარმოშობას თუ არ გამორიცხავს, ყოველშემთხვევაში ნაკლებად შესაძლებელს გახდის, ხოლო უკუკავშირების მქონე ქსელებში კი მათი წარმოშობის (ან წარმოშობის შესაძლებლობის) პირობებში უნდა გატარდეს აუცილებელი ღონისძიებები მათი აღმოფხვრის მიზნით. უკუკავშირების არ მქონე ქსელებისათვის არჩეული უნდა იქნეს გადატვირთვებთან ბრძოლის რამოდენიმე სტრატეგია: განმეორებითი გადაცემა, მიღების დადასტურება და პაკეტების იგნორირება.

განმეორებით გადაცემის, ანუ კვლავ გადაცემის სტრატეგიაში დგინდება გარკვეული დროითი ინტერვალი, რომლის განმავლობაშიც მიმწოდებელი ელოდება მიმღებისაგან შეტყობინების მიღების დადასტურებას. ამ დროის გასვლის შემდეგ თუ მიმწოდებელს არ აქვს მიღებული დადასტურება, იგი იწყებს შეტყობინების კვლავგადაცემას

(ე.ი. პაკეტების განმეორებით გადაცემას), რაც ცხადია ზრდის ტრაფიკის დონეს.

კვლავგადაცემის სტრატეგიაში მეტად მნიშვნელოვანია თუ დროის რა მონაკვეთი შეირჩევა დადასტურების დალოდებისათვის. თუ ეს დრო მცირე აღმოჩნდება, ვიდრე შეტყობინების ნორმალურ გადაცემას სჭირდება ქსელში, მაშინ ინფორმაციის მიმწოდებელი დაიწყებს კვლავგადაცემას, თუმცა არსებობს თუ არა ამის საჭიროება მისთვის არ არის ცნობილი. ამ შემთხვევაში ქსელში იგზავნება უკვე ყოვლად უსარგებლო პაკეტები, რომლებიც შეიძლება გახდეს ქსელის მდგომარეობის დამძიმების მიზეზი და გამოიწვიოს მისი გადატვირთვა. თუ ეს დრო მეტი აღმოჩნდება, ვიდრე შეტყობინების ნორმალურ გადაცემას სჭირდება ქსელში, მაშინ მიმწოდებელი უქმად კარგავს დროს დადასტურების მოლოდინში. ეს ვარიანტი განსაკუთრებით მიუღებელია თუ დადასტურების მიღება მიმწოდებლისათვის რაიმე შემდგომი მოქმედების მასტიმულირებელია. აქედან გამომდინარე, დადასტურების დალოდების დროის შერჩევას დიდი მნიშვნელობა ენიჭება და იგი ზედმიწევნით უნდა განისაზღვროს ქსელის მონიტორინგის მონაცემების საფუძველზე (როგორც ზემოთ შევნიშნეთ ამ მონაცემების გენერირებას აწარმოებს ქსელის ანალიზატორი). მიღების დადასტურების სტრატეგიაში მნიშვნელოვანია, თუ როგორ ხორციელდება დადასტურება. იგი შეიძლება ხორციელდებოდეს თითოეული პაკეტის, პაკეტთა ჯგუფის ან მთელი შეტყობინების (ე.ი. ყველა დეიტაგრამების) მიღების შემდეგ. თუმცა აქვე უნდა აღინიშნოს ისიც, რომ ასეთი დამადასტურებელი შეტყობინებები თვითონ შეიძლება გახდნენ ქსელის გადატვირთვის მიზეზი, ვინაიდან დამადასტურებელი შეტყობინების პაკეტების გადაცემა კიდევ უფრო ზრდის ტრაფიკს, ამიტომ დადასტურების სტრატეგიის მიზანშეწონილობა ასევე ზედმიწევნით უნდა გაკონტროლდეს.

განსაკუთრებით სასურველი და მისაღებია დადასტურების გაგზავნა არა დამოუკიდებელი შეტყობინების სახით, არამედ საჭირო მიმართულებით გადაადგილებადი სხვა შეტყობინების გამოყენებით, ან იგივე მომხმარებლის სხვა პაკეტის გამოყენებით, რომელსაც ინკაფსულაციას უწოდებენ; მის სამსახურებრივ ნაწილში გამოიყოფა სპეციალური ველი, რომელშიც განთავსდება ინფორმაცია

დადასტურების საჭიროების მქონე შეტყობინების მიმღების მიერ მიღების შესახებ. ეს მეთოდი რეალიზაციის პროცესში მეტ დროს მოითხოვს და დადასტურების მიღებას გარკვეულ წილად აყოვნებს, მაგრამ ასევე გარკვეულ წილად ქსელს იცავს გადატვირთვებისაგან. დადასტურების ამ სახით გადაგზავნას ქსელურ ლიტერატურაში უწოდებენ “ზედღების” (“ინკაფსულაციის”) მეთოდს [40].

პაკეტების იგნორირების სტრატეგიის დროს პაკეტები, რომლებიც დიდი დროის განმავლობაში გადაადგილდებიან ქსელში, შეიძლება იგნორირებული იქნენ უახლოესი მარშრუტიზატორის მიერ თუ ის გადატვირთვის პრობლემის წინაშეა. ამ მოქმედების ლოგიკა ასეთია: თუ პაკეტი დიდი დროის განმავლობაში გადაადგილდება ქსელში და ვერ აღწევს მიმღებამდე, შესაბამისად, ვერც მიმწოდებელი მიიღებდა მისი მიღების დადასტურებას და მას თავიდან (განმეორებით) გადასცემდა. აქედან გამომდინარე ქსელში ორი ერთნაირი პაკეტის ყოფნაა მოსალოდნელი, ამიტომ პირველის იგნორირება ასეთ შემთხვევებში მისაღებია. ზოგადად შეიძლება ითქვას, რომ კარგად მოფიქრებული, დასაბუთებული სტრატეგია გადატვირთვების პრობლემას საბოლოოდ თუ არ მოხსნის, ყოველშემთხვევაში მნიშვნელოვნად შეამსუბუქებს მას, და პირიქით, მოუფიქრებელი, დაუსაბუთებელი სტრატეგია კი სიტუაციას კიდევ უფრო დაამძიმებს.

მეტად მნიშვნელოვანია და საინტერესო გადატვირთვებთან ბრძოლა ვირტუალურ არხებიან ქსელებში. ვირტუალურ არხებიან ქსელებში გადატვირთვებთან ბრძოლის ორი მეთოდი შეიძლება იქნეს გამოყენებული. ესენია:

1. შედწევის გეგმაზომიერი მართვა;
2. საცობების გვერდის ავლა (პაკეტების გაგზავნა საცობის გარშემოვლითი მარშრუტით).

შედწევის მართვის მეთოდის გამოყენების დროს ქსელის ანალიზატორიდან გადატვირთვის სიგნალის მიღებისთანავე იკრძალება ნებისმიერი ახალი ვირტუალური არხის წარმოქმნა მანამ, სანამ გადატვირთვა არ აღმოიფხვრება. ცხადია, ერთის მხრივ, გადატვირთულ ქსელში ყოველი ახალი მომხმარებლის შედწევა კიდევ უფრო გაართულებს მდგომარეობას, მეორეს მხრივაც ასეთი მიდგომა მომხმარებელი-

სათვის მიუღებელია. ეს ქსელის მესვეურთათვის იაფი, საიმედო და პრაქტიკული მეთოდია, თუმცა ეს ხდება ქსელის “ავტორიტეტის” ნაწილობრივი შელახვის ხარჯზე. საცობის გვერდის ავლის მეთოდის გამოყენების დროს გადატვირთვის სიგნალის მიღებისას არ იკრძალება ახალი მომხარებლის შეღწევა და ვირტუალური არხის წარმოქმნა მიმდინარეობს გადატვირთული კვანძის, საცობის გვერდის ავლით. ამ პროცედურას ანხორციელებს მარშრუტიზატორი ან კომუტატორ/მარშრუტიზატორი. ცხადია, რომ ამ მეთოდის გამოყენება შესაძლებელია თუ მთელი ქსელი არ არის სრულად გადატვირთვის სიტუაციაში და როდესაც გადატვირთვა არ შეხებიან უშუალოდ ადრესატთან, ე.ი. მიმღები ჰოსტის ადრესატთან და ადრესატთან დაკავშირებულ სატრანზიტო კვანძების მარშრუტიზატორებს.

მეტად საინტერესოა გადატვირთვებთან ბრძოლა დეიტაგრამულ არხებიან ქსელებში. დეიტაგრამულ რეჟიმში მონაცემთა პაკეტების შემადგენელი ნაწილების (დეიტაგრამების) გადაცემისას ქსელებში თითოეულმა მარშრუტიზატორმა თვალყური უნდა ადევნოს თუ როგორი რიგები იქმნება კომუტატორის შემავალ ინტერფეისში და როგორია მასთან დაკავშირებული საკომუნიკაციო გამავალი ხაზის მდგომარეობა, ყოფნით თუ არა მათ გამტარუნარიანობა. მიღებული მაჩვენებლები უნდა შედარდეს წინასწარ დადგენილ ზღვრულ მნიშვნელობებთან, რომლებსაც მონიტორინგის დროს აკეთებს, როგორც აღვნიშნეთ, ქსელის ანალიზატორი. თუ მიღებული მაჩვენებლები უახლოვდებიან ზღვრულ მნიშვნელობებს, ეს ნიშანი იქნება იმისა, რომ ახლოვდება სახიფათო მდგომარეობა, საცობის წარმოშობის სიტუაცია. ამ დროს თითოეული პაკეტი გადის შემოწმებას და თუ მას უწევს გადატვირთვასთან მიახლოებულ მარშრუტიზატორთან ან კომუტატორთან გავლა, ისახება დაცვის ღონისძიებები (ხშირად სხვა მარშრუტის შერჩევა). დეიტაგრამულ რეჟიმში ქსელებში საჭიროა გადატვირთვებისაგან, დაცვის შემდეგი ორი მეთოდის გამოყენება: ა) გამაფრთხილებელი ბიტით და ბ) შემაკავებელი ბიტით. მოკლეთ შევეხეთ ამ ორივე მეთოდს.

ა) **გამაფრთხილებელი ბიტი.** პაკეტი გაივლის რა მარშრუტიზატორს (კომუტატორს), რომლის ფუნქციონირებაც გადატვირთვის ზღვარზეა, მისი კადრის სამსახურებრივი ნაწილის ველის დადგენილ

ადგილზე (ე.წ. ალამში) ჩაიწერება ციფრი “1” – გამაფრთხილებელი ბიტი. ამით გადამცემი მხარე როცა მიიღებს მიწოდების დადასტურების პაკეტს, გაფრთხილების ზონის ანალიზით შეიტყობს გადატვირთვის სიტუაციის შესახებ და მას გაითვალისწინებს პაკეტების შემდგომი გადაცემის დროს, ცხადია მათი შემცირების მიმართულებით. თუ ეს პროცესი “გაფრთხილების მიღება” გაგრძელდება, წყარომ კიდევ უფრო უნდა შეზღუდოს პაკეტების რაოდენობის მიწოდება. ე.ი. გაგრძელდება ასე მანამ, სანამ არ შეწყდება გამაფრთხილებელი ბიტების შემოსვლა. გამაფრთხილებელი ბიტის შემოსვლის შეწყვეტის შემდეგ მიმწოდებელი ნელნელა მოუმატებს გადაცემის სიჩქარეს, დააკვირდება რა მიმდინარე სიტუაციას: ხომ არ შემოდის ისევ გამაფრთხილებელი ბიტი და სათანადო რეაგირებას მოახდენს ან ისევ შეამცირებს ან ისევ გაზრდის მიწოდებას. ამგვარად ხორციელდება პაკეტების გადაცემის მიმდინარე პროცესების დინამიური თვალყურის დევნება და მასზე შესაბამისი რეაგირება ქსელში გადატვირთვის წარმოშობის გამორიცხვის მიზნით.

გამაფრთხილებელი ბიტის მეთოდის გამოყენების დროს ქსელის ფუნქციონირების ალგორითმი ისე უნდა იყოს აწყობილი, რომ გადატვირთვის პრობლემის მოგვარება თითქოს არაპირდაპირი ჩარევით ხორციელდება. კონკრეტულად შეტყობინების მიმწოდებელმა თვითონ უნდა გამოიტანოს დასკვნა შექმნილ მდგომარეობასთან დაკავშირებით და მის შესაბამისად იმოქმედოს.

ბ) შემაკავებელი პაკეტი. ამ მეთოდის რეალიზება ითვალისწინებს გადატვირთვის ზღვარზე მყოფი მარშრუტიზატორის მიერ უშუალოდ მიმწოდებლისათვის შემაკავებელი პაკეტის გაგზავნას. გადატვირთვის ზღვარზე მყოფი მარშრუტიზატორი დაკავებული, დაყოვნებული პაკეტის სამსახურებრივი ნაწილიდან იღებს მონაცემებს მიმწოდებლის შესახებ და ამ მიმწოდებელს უგზავნის შემაკავებელ პაკეტს, მოთხოვნით: შეამცირე მიწოდება. წინასწარი შეთანხმებების შესაბამისად მიმწოდებელი რომელიც მიიღებს შემაკავებელ პაკეტს, ვალდებულია შეამციროს მიწოდებულ პაკეტთა ნაკადი. მოთხოვნა მიწოდების ნაკადის შემცირების შესახებ შეიძლება იყოს სამი დონის: მსუბუქი, მკაცრი და ულტიმატუმის ხასიათის. შესაბამისად ნაკადის შემცირება ხორციელდება წინასწარ დადგენილი ზღვრების მიხედვით: გარკვეული პროცენტით, ორჯე-

რადით, ოთხჯერადით, ან საერთოდ მიწოდების შეწყვეტით. ცხადია, ეს ღონისძიებები დროებითია და გრძელდება ქსელის ფუნქციონირების ნორმალური რეჟიმის აღდგენამდე (ანუ გადატვირთვის აღმოფხვრამდე).

ზემოთაღნიშნულის გარდა ამჟამად გადატვირთვისთან ბრძოლის სხვა მეთოდებიცაა შემუშავებული, თუმცა კონკრეტულ ქსელში პრაქტიკულად დანერგილია მხოლოდ მათი გარკვეული რაოდენობა, რომლებიც გადატვირთვის ზღვართან ყოფნისას მეტნაკლები ეფექტურობით შეიძლება იქნენ გამოყენებული გადატვირთვის აღმოფხვრის მიზნით. საჭიროა აქვე აღვნიშნოთ, რომ თუ მოცემულ რაიმე კონკრეტულ სიტუაციაში გადატვირთვისთან ბრძოლის მიღებულმა არცერთმა მეთოდმა სასურველი შედეგი არ გამოიღო, მაშინ მიმართავენ ყველაზე რადიკალურ მეთოდს – გადატვირთვის მოკვეთას. ამ დროს კომპუტატორში პაკეტების ნაწილი აღარ დაექვემდებარება შემდეგ დამუშავებას და ქსელში შექმნილი სიტუაცია მარტივდება. ცხადია, ეს მიიღწევა მომხმარებელთა მომსახურების ნაწილობრივ გაუარესების ხარჯზე, მაგრამ ეს უმჯობესია ვიდრე გადატვირთვით გამოწვეული სრული ქაოსი ქსელში (რასაც მოჰყვება ქსელის ფაქტიური პარალიზება).

დატვირთვის მოკვეთის ალგორითმის რეალიზება საკმაოდ რთულია. როგორც ცნობილია გადაცემებისას ხშირად პაკეტებს ქსელში სხვადასხვა პრიორიტეტი გააჩნიათ. ზოგიერთი მათგანის გადაცემის უზრუნველყოფა ქსელისათვის ყველა შემთხვევაში აუცილებელია და თანაც ყოველგვარი შეფერხების გარეშე (მაგალითად, ხმის თანხლების პაკეტები). პაკეტის ზღვრული ნაწილის იგნორირება კი პრინციპულად, ალბათ, შესაძლებელია, თუმცა ქსელი თვითონ, ცხადია, ვერ განსაზღვრავს შეტყობინების პრიორიტეტულობას. ეს თვით მომხმარებლის ან ადმინისტრატორის პრეროგატივაა: მომხმარებელმა უნდა აღჭურვოს შეტყობინება ამ მაჩვენებლით, ე.ი. განსაზღვროს შეტყობინება დიდი პრიორიტეტის მატარებელია, თუ მას ახასიათებს პრიორიტეტულობის დაბალი მაჩვენებელი. ამავე დროს მომხმარებელმა, რომელმაც იცის, რომ მისი შეტყობინება შეიძლება მოხვდეს დატვირთვის მოკვეთის ზონაში, მისი გარანტირებული უფრო სწრაფი მომსახურების მიზნით შეიძლება ყველა შეტყობინება აღჭურვოს პრიორიტეტული ნიშნით: “ძალიან მნიშვნელოვანია,

დაუყოვნებლივ გადაიცეს”. ამ მდგომარეობას მოსდევს შემდეგი გარემოება. პრიორიტეტულობის მაჩვენებლის გაზრდასთან ერთად შეიძლება გაიზარდოს გადაცემის მომსახურების ღირებულება. მომხმარებელმა თვითონ უნდა შეაფასოს უღირს კი მას გადასცეს შეტყობინება ძვირადღირებული პრიორიტეტით, თუ დაკმაყოფილდეს ნაკლებად ღირებულით? (თუმცა ამ უკანასკნელის დროს პაკეტი მიადწევს ადრესატამდე ცხადია შედარებით უფრო მეტი დაყოვნებით).

ზემოთგანხილული გადატვირთვისთან ბრძოლის პრობლემატიკის აქტუალურობიდან გამომდინარე ამჟამად დამუშავებულია საინფორმაციო ნაკადების მართვის სხვადასხვა მეთოდები, ამ მეთოდების სარეალიზაციო ალგორითმები და აპარატურულ-პროგრამული საშუალებები, რომლებიც ერთმანეთისაგან გამოირჩევიან მეტნაკლები ეფექტურობით ქსელური სტრუქტურის სატრანზიტო მონაკვეთებში ჭარბი პაკეტებისაგან წარმოქმნილი რიგების დასარეგულირებლად. რა თქმა უნდა ყველა მათგანის მთავარი მიზანია დროის ამა თუ იმ მონაკვეთებში (განსაკუთრებით კი პიკის საათებში) გადასაცემი პაკეტების მნიშვნელოვანი კონცენტრაციების დროულად განმუხტვა.

საინფორმაციო ნაკადების მართვის ყველა დღემდე არსებულ მეთოდს სხვა ინდივიდუალურ ნაკლოვანებებთან ერთად (რომლებიც ნაწილობრივ აღვნიშნეთ წინა პარაგრაფში) გააჩნიათ ერთი საერთო ნაკლიც. მათ არ შეუძლიათ სრულყოფილად აწარმოონ ჭარბი პაკეტების რიგების დიფერენცირებული მართვა. აქედან გამომდინარე ძალზე დროული და **აქტუალურია შემუშავდეს ქსელური ანალიზატორების უფრო სრულყოფილი ვარიანტები**, ვიდრე ის ანალიზატორები, რომლებიც ამჟამად არსებობენ.[40] ასეთმა ანალიზატორებმა უნდა უზრუნველყონ მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადების (რასაც უთუოდ თან ახლავს ჭარბი პაკეტების წარმოქმნა) გადაცემების უფრო ოპტიმალური მეთოდების რეალიზაცია, რომლებიც გვთავაზობენ სატრანზიტო კვანძის ბუფერებში მართვადი რიგების ფორმირების ეფექტურ მექანიზმებს. ასეთი ანალიზატორების შესაქმნელად კი საჭიროა შემუშავდეს ამ რიგებიდან პაკეტების გაცემის ოპტიმალური თანამიმდევრობების განსაზღვრის მეთოდები და ამ მეთოდებზე დაფუძნებული ახალი

ალგორითმები. გარდა ამისა ასეთ ანალიზატორებს უნდა გააჩნდეთ უნარი ქსელში გადატვირთული რეჟიმების წარმოქმნისას მოახდინონ საკომუტაციო კვანძებში ბუფერული მესხიერების პრიორიტეტულ ზონებად დაყოფა ჭარბი პაკეტების დროებითი განთავსების მიზნით [12].

ოპტოელექტრონიკის ბაზაზე ასეთ ანალიზატორებს, რომელთა შექმნაც ძალზე აქტუალურია, წარმოდგენილ ნაშრომში პირობითად ეწოდება ქსელის მომსახურების სპეცდანიშნულების ანალიზატორები.

თანამედროვე კომპიუტერულ ქსელებში იმ დროს, როდესაც განუწყვეტლივ იზრდება ქსელის მომხმარებელთა რაოდენობა და წარმოიქმნება ქსელური სერვისების ახალ-ახალი მრავალფეროვნება, ძალზე დიდი მნიშვნელობა ენიჭება ტრაფიკის ოპტიმალურ განაწილებას პიკური დატვირთვებისას მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადების გადაცემების დროს. ასეთ დროს კი, ცხადია ძალზე პრობლემატურია სატრანზიტო დანიშნულების საკომუტაციო მოწყობილობების ნორმალური მუშაობის უზრუნველყოფა. ამ პრობლემის ეფექტური გადაწყვეტის მიზნით საჭიროა ქსელის ინტეგრატორებისათვის და სისტემური ადმინისტრატორებისათვის შემუშავებული იქნეს გარკვეული ღონისძიებები, რომლებიც წარმატებით გაართმევენ თავს წარმოდგენილ სადისერტაციო ნაშრომში შემოთავაზებული და გამოკვლეული კომპიუტერულ ქსელში პაკეტების სიჭარბის სპეცანალიზატორის დახმარებით. ასეთი ანალიზატორი საჭიროებს ჭარბი პაკეტების არა მარტო რაოდენობის, არამედ მათი არსებობის დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრის მეთოდების შემუშავებას [12].

13. ადმინისტრატორის სამსახურიდან ქსელის მომსახურების ინსტრუმენტული დამხმარე საშუალების – სისტემის დატვირთვის აპარატურულ – პროგრამული სპეცანალიზატორის შემუშავების მიზანშეწონილობის დასაბუთება. ნაშრომის კვლევის კონკრეტული ამოცანების ფორმულირება

ქსელში ჩართულ კომპიუტერთან მომხმარებლის მუშაობა გარკვეულწილად განსხვავდება ცალკე აღებულ (ქსელთან არამიერთებულ) კომპიუტერთან მუშაობისაგან. პირველ შემთხვევაში მიუხედავად იმისა, რომ იგი (პერსონალური კომპიუტერი) ასრულებს

მეორის ფუნქციასაც, ქსელურ სისტემაში ჩართული კომპიუტერი, აგრეთვე, წარმოადგენს ქსელის მუშა სადგურს, რომლის დამატებითი დანიშნულებაა მომხმარებლის მიერ კომპიუტერთი ფორმირებული მონაცემების (პაკეტების სახით) მანძილზე გადაცემა და ამ მონაცემების მიღება მიმღები კომპიუტერის მიერ.

ქსელის სასიცოცხლო სისტემას წარმოადგენს საკაბელო სისტემა. ეს უკანასკნელი რა საშუალებებზეც არ უნდა იყოს რეალიზებული (კოაქსიალურ კაბელებზე, ოპტიკურბოჭკოვან კავშირის ხაზებზე, წვრილ ეკრანირებულ ან არაეკრანირებულ კაბელებზე, ლაზერულ ან რადიოსიხშირულ კავშირებზე და ა.შ), ყველა შემთხვევაში მთლიანი ქსელური სისტემის საერთო დანიშნულებაა (საკომუნიკაციო გაგებით) მონაცემთა გადაცემა, ერთი ადგილიდან მეორეში, ქსელური ფუნქციების მარეგულირებელი (ქსელის მმართველი) პროტოკოლების დახმარებით.

ნებისმიერი ტიპისა (ცენტრალიზებული, დეცენტრალიზებული) და დანიშნულების (გამოყენებული საინფორმაციო დანიშნულებით ან სხვა პროცესების მმართველი ფუნქციების შესასრულებლად) კომპიუტერული ქსელი წარმოადგენს საკმაოდ რთულ ტექნიკურ სისტემას, რომელიც შედგება მრავალი აპარატურული, პროგრამული ან კომბინირებული (აპარატურულ-პროგრამული) კომპონენტებისაგან. მათ ხშირად მოიხსენიებენ შესაბამისად ქსელის აპარატურულ, პროგრამულ ან აპარატურულ-პროგრამულ რესურსებად [39]

კორექტულ რეჟიმში მუშაობისას ქსელის ყველა რესურსი, ანუ ყველა კომპონენტი, ეს იქნება აპარატურული აღჭურვილობის ტექნიკური მოწყობილობები თუ სუფთა პროგრამული სახის პროდუქტები, გამართულად უნდა მუშაობდეს. მათი (ქსელის ყველა რესურსის) ერთობლივი ფუნქციონირების მთლიან რეჟიმს კი ქსელის ადმინისტრატორის სამსახურიდან სჭირდება მუდმივი თვალყურის დევნა (მონიტორინგი) და მათში მიმდინარე პროცესების პერიოდული ანალიზი. კომპიუტერული ქსელის ნორმალური მუშაობის კონტროლსა და ანალიზს, უფრო ფართო გაგებით კი განუწყვეტლივ მონიტორინგსა და მონაცემთა პაკეტების გადაცემა-მიღების პროცედურების ოპტიმალურად რეგულირებას (მთლიანობაში ქსელის მართვას) ანხორციელებს ქსელის ადმინისტრატორის სამსახური გარკვეული მეთოდებისა და საშუალებების გამო-

ყენებით. ქსელურ ლიტერატურაში ისინი ცნობილია ანალიზატორების სახელწოდებით. მათი დანიშნულება და კლასიფიკაციებად დაყოფა სწარმოებს მათ მიერ შესრულებული ფუნქციების კონკრეტული სახის მიხედვით. ამ ფუნქციების რაოდენობა იმდენად დიდია, რომ მარტო მათი ჩამოთვლაც გარკვეულ პრობლემას წარმოადგენს. [41]

ამგვარად, ანალიზატორები აკონტროლებენ (ბოლო თაობის ანალიზატორები ახორციელებენ არა მარტო ანალიზის, არამედ მართვის ფუნქციებსაც) კომპიუტერული ქსელის როგორც აპარატურული, ისე პროგრამული რესურსების კორექტულ მუშაობას. [27]

ვინაიდან საერთაშორისოდ აღიარებული სტანდარტიზაციის კომიტეტების მიერ (მათ შორის ISO, IEEE და სხვა) დამტკიცებული ნებისმიერი დანიშნულებისა და ტიპის კომპიუტერული ქსელების აგებასა და ფუნქციონირებას საფუძვლად უდევს OSI შვიდდონიანი ეტალონური მოდელი, ხშირად ანალიზატორებსაც განასხვავებენ დონეებზე განხორციელებული პროცედურების მიხედვით. ამ თვალსაზრისით ისინი იყოფიან: ანალიზატორებად, რომლებიც აწარმოებენ ქსელების ანალიზსა და მის მართვას ფიზიკურ დონეზე; ანალიზატორებად, რომლებიც აწარმოებენ ქსელების ანალიზსა და მის მართვას არხულ დონეზე; ანალიზატორებად, რომლებიც აწარმოებენ ქსელების ანალიზსა და მის მართვას ქსელურ დონეზე; ანალიზატორებად, რომლებიც აწარმოებენ ქსელების ანალიზსა და მის მართვას ზედა მე-7 (ე.ი. გამოყენებითი დონის) პროტოკოლების დონეზე. ამათ გარდა შესასრულებელი ფუნქციების მიხედვით ანალიზატორებს გააჩნიათ სხვადასხვა პროგრამულ-აპარატურული კომპლექტი, მათ შორის განასხვავებენ ანალიზატორის სუფთა პროგრამულ გადაწყვეტებს, ასევე განასხვავებენ ანალიზატორების ავტონომიურ და განაწილებულ გადაწყვეტებს, რეალიზებულს კომბინირებულ მიდგომებზე და ა.შ. აღნიშნულ პარაგრაფში მოკლედ მიმოვიხილოთ ზოგიერთი მათგანის დანიშნულება და შესასრულებელი ფუნქციები. ასეთ ანალიზატორებს ზოგადად უწოდებენ შესაბამისი ფიზიკური, არხული, ქსელური და ა.შ. ზედა (გამოყენებითი) დონის პროტოკოლების ანალიზატორებს.

1. ქსელის ფიზიკური დონის ანალიზატორების ფუნქციები. ასეთი სახის პროტოკოლების მრავალ ანალიზატორს გააჩნია ტექნიკური

საშუალება ქსელის საკაბელო სისტემის შემოწმებისათვის (ამჟამად კაბელის ტესტირების სტანდარტულ ინსტრუმენტად ითვლება რეფლექტომეტრი დროითი სიგნალების დამუშავებით). მაგალითად, ფიზიკური დონის ანალიზატორი NCC LANalyzer იყენებს რეფლექტომეტრის ელემენტარულ ფუნქციებს. იგი ჩაშენებულია Ethernet – ის მიკროპროცესორულ კრებულში და საშუალებას იძლევა გამოამუდგანოს კაბელის გაწყვეტის შემთხვევები ან მისი მოკლე ჩართვები, ე.ი. შეამოწმოს კონტაქტი გამტარსა და მიწას შორის. აგზავნის რა სიგნალს საკაბელო სისტემაში, ასეთი ანალიზატორი განსაზღვრავს სიგნალის უკან დაბრუნების დროს (თუ კი ასეთი სიგნალი უკან დაბრუნდება საერთოდ) და ითვალისწინებს რა სიგნალის დაბრუნების ფაზას, NCC LANalyzer განსაზღვრავს, არსებობს თუ არა გაწყვეტა, ან მოკლე ჩართვა კაბელში. ასეთი ანალიზატორები გამოიყენებიან ძირითადად მაგისტრალური კაბელების შესამოწმებლად, ან მათგან სააბონენტო გამომყვანი სეგმენტების კაბელების კორექტულობის შესამოწმებლად.

2. არსული დონის ანალიზატორის ფუნქციები. ასეთი ანალიზატორების არჩევანი ძალზე დიდია. მათი ძირითადი ფუნქციებია გააკონტროლოს Ethernet-ისა და Token Ring (შესაბამისად სალტური და რგოლური სტრუქტურების) ქსელებში სწორადაა თუ არა ქსელში შერჩეული და გამოყენებული კადრის ტიპები, როგორცაა, მაგალითად, Ethernet 802.3; Ethernet II; Ethernet 802.2; Ethernet SNAP კადრის სტრუქტურები და ახდენენ მათ ფილტრაციას (არაკორექტულობის შემთხვევებში) [25, 59]. ამათ გარდა არსებობენ ანალიზატორები, რომლებიც აწარმოებენ შეცდომებისა და მტყუნებების ძიებას არსულ დონეზე. მათ შორის არიან სპეცდანიშნულების ანალიზატორები, რომლებიც აკვირდებიან და განსაზღვრავენ ლოკალურ და დაგვიანებულ კოლიზიებს, ჭარბი პაკეტებით ქსელის სეგმენტების გადატვირთვას, აღმოაჩენენ და განსაზღვრავენ კოლიზიების სახეს, შეცდომებს კადრების საკონტროლო თანამიმდევრობა/გათანაბრებაში, აკვირდებიან გადაცემული კადრის ზომას (Ethernet-ის დღეისათვის მომქმედი სტანდარტით 60 ბაიტზე ნაკლები კადრები ითვლებიან მოკლე კადრებად, ხოლო 1518 ბაიტზე მეტის მქონე – გრძელ კადრებად) და ა.შ.

3. ქსელური დონის ანალიზატორის ფუნქციები. ასეთ ანალიზატორებს გააჩნიათ უნარი მიიღონ ინფორმაცია მარშრუტიზაციის შესახებ ქვექსელებად გაერთიანებულ გლობალურ ქსელში. ასევე არსებობენ ანალიზატორები, რომლებიც აწარმოებენ ქსელური ტრაფიკის რეგისტრაციას (მაგალითად, NCC LANalyzer ანალიზატორს გააჩნია გამოყენებითი პროგრამა HOPCOUNT, რომელიც ახდენს ტრაფიკის რეგისტრაციას პაკეტების ერთი კვანძიდან მეორეში გადაადგილებების რაოდენობის მიხედვით). არსებობენ სადიაგნოსტიკო მიზნებისათვის განკუთვნილი ანალიზატორები, რომელთა დახმარებით ქსელის ადმინისტრატორი აღმოაჩენს შეცდომებს (უწესიერობებს) ინტერფეისის ქსელურ პლატაში, დრაივერებში. არსებობენ ანალიზატორები, რომლებიც ეხმარებიან ქსელის ადმინისტრატორს გადაანაწილოს ქსელის რესურსები ან კლიენტები სხვა ქსელებში, ან ერთი ქსელის სხვა სეგმენტებში (გადატვირთვის შემთხვევაში).

4. ქსელის ზედა დონის პროტოკოლების ანალიზატორები. ასეთი სახის ანალიზატორებს იყენებს ზედა დონის (სატრანსპორტო, სასეანსო, წარმომადგენლობითი და გამოყენებითი დონეების) პროტოკოლები, რომლებიც აწარმოებენ მათში მიმდინარე პროცესების ანალიზსა და მართვას. ასეთი დონის პროტოკოლებია: SPX; პაკეტური რეჟიმის პროტოკოლი; NCP – პროტოკოლი, პროტოკოლი RIP და პროტოკოლი SAP. მაგალითად, ანალიზატორის მიერ შესაძლებელია შემოწმდეს კავშირის SPX – სეანსი კლიენტსა და სერვერს შორის. ქსელის ადმინისტრატორს შეუძლია გამოიყენოს ანალიზატორები ზედა დონის პროტოკოლის წარმადობის გასაზომად (მაგალითად NXP – პროტოკოლის) რათა განსაზღვროს გაუმჯობესდა თუ არა ქსელის წარმადობა მასში ახალი და ეფექტური გარსის (მაგალითად, NETX) ან DOS Request (VLM) დაყენების შემდეგ. ანალიზატორების მიერ შეფასდება გამოყენებითი პროგრამების ეფექტურობაც. მაგალითად, როცა მუშა სადგური ჩატვირთავს რომელიმე სერვერიდან გამოყენებით პროგრამას, ანალიზატორებს შეუძლიათ დაიჭირონ ტრაფიკი სერვერსა და ამ მუშა სადგურს შორის და დააკვირდნენ დატვირთვის რა დონე შეექმნა კლიენტს ამ გამოყენებითი დონის პროგრამით ან დამატებითი ფაილებით.

გარდა ასეთი ფუნქციებისა, ანალიზატორები შეიძლება გამოყენებული იქნენ ქსელის დიაგნოსტიკისა და ოპტიმიზაციისათვის [36]:

- დაეხმარონ ქსელის ადმინისტრატორს ქსელის საბაზო ანგარიშის შექმნაში;
- ჩაატარონ საკაბელო სისტემის ტესტირება დამრტყმელ რეჟიმში (დატვირთულ რეჟიმში ფუნქციონირებისას);
- ჩაატარონ რომელიმე კომპონენტის ტესტირება დამრტყმელ რეჟიმში;
- მოახდინონ მარშრუტის ტესტირება პაკეტების გადაცემისას;
- შეაფასონ ქსელის (ან მისი ცალკეული სეგმენტების) დატვირთვის დონე.

ვიხილავთ რა ზემოთნახსენები ანალიზატორების შესაძლებლობებს, უნდა გავითვალისწინოთ შემდეგი სტანდარტული კონფიგურაციები:

- ანალიზატორების სუფთა აპარატურული გადაწყვეტები;
- ანალიზატორების პროგრამულ-აპარატურული გადაწყვეტები;
- სუფთა პროგრამული გადაწყვეტები.

ცალკე შევხვით ზოგიერთ მათგანს.

5. პროგრამულ-აპარატურული ანალიზატორები. ანალიზატორების პროგრამულ-აპარატურული გადაწყვეტები უფრო ძვირადღირებულია, ვინაიდან ისინი შეიცავენ ინტერფეისული პლატის ღირებულებასაც (ზოგჯერ კი ანალიზატორები იყენებენ საკუთარ პერსონალურ კომპიუტერსაც).

ანალიზატორებში ჩართული სპეციალიზებული პლატები უზრუნველყოფენ მათ დამატებით ფუნქციონალურ შესაძლებლობებს:

- შიგა ბუფერიზაციას (პლატის საკუთარი ბუფერების გამოყენებით);
- ჩაშენებული პროცესორის გამოყენებას;
- გადაცემის გაფართოებულ შესაძლებლობას.

ანალიზატორში გამოყენებულ სპეციალიზირებულ პლატებს ხშირად გააჩნიათ მესხიერების შიგა ბუფერები, რომლებიც გამოიყენება ქსელში პაკეტების დაჭერისა და დამახსოვრებისათვის. ბუფერიზაციის ასეთი ტიპი უფრო სწრაფქმედი უნდა იყოს, ვიდრე პაკეტების “ჩვეულებრივი” შესანახი, რათა ანალიზატორს მიეცეს შესაძლებლობა ქსელურ სისტემაში იმუშაოს უფრო ინტენსიურ ტრაფიკთან.

ინტერფეისულ პლატებში ჩაშენებული პროცესორი ათავისუფლებს პერსონალურ კომპიუტერს დაჭერილი (შემოწმების მიზნით) პაკეტების დამუშავებისა და სტატისტიკური ინფორმაციის შეგროვებისაგან. სისტემებში (იგულისხმება ქსელური სისტემები), რომლებსაც გააჩნია მაღალი ქსელური ტრაფიკი, ასეთი ჩაშენებული პროცესორები უზრუნველყოფენ ანალიზის უფრო სრულყოფილ შესაძლებლობებს.

სპეციალურ აპარატურულ გადაწყვეტებს გააჩნია პაკეტების გადაცემის გაფართოებული სისტემა. ანალიზატორის პროგრამულ-აპარატურულ გადაწყვეტები საშუალებას იძლევა ქსელის არხში დაიჭიროს და მოახდინოს დეკოდირება (გაშიფვრა) არასწორად კოდირებული მონაცემებისა და გადასცეს ქსელში შეტყობინებები ასეთი შეცდომების შესახებ. ამ დადებით მხარეებთან ერთად ანალიზატორების პროგრამულ-აპარატურულ გადაწყვეტებს გააჩნიათ ასევე ნაკლოვანებებიც. მათი ღირებულება უფრო მაღალია, ვიდრე სუფთა პროგრამული გადაწყვეტებით შესრულებული ანალიზატორი, ვინაიდან ასეთი ანალიზატორის ღირებულებაში შედის, აგრეთვე, სპეციალიზირებული აპარატურის ღირებულებაც. მეორე ნაკლოვანებას წარმოადგენს ის, რომ ასეთი ანალიზატორები ერთი ადგილიდან მეორეზე ძნელად გადასატანია.

6. ანალიზატორი რომლებსაც გააჩნიათ სუფთა პროგრამული გადაწყვეტები. ასეთ ანალიზატორებს გააჩნიათ უფრო დაბალი ღირებულება, ვინაიდან მათი შექმნის დროს აღარაა საჭირო ძვირადღირებული სპეციალიზებული პლატების ყიდვაც. ამასთან მოსახერხებელია გადასატანად. სუფთა პროგრამული გადაწყვეტების მქონდე ანალიზატორები უზრუნველყოფენ პროტოკოლებში შეღწევისა და ანალიზის დაბალ ხარჯებსაც.

7. ანალიზატორების ავტონომიური და განაწილებული გადაწყვეტები. ბოლო დრომდე თითქმის ყველა ანალიზატორები წარმოადგენენ ავტონომიურ მოწყობილობებს. ასეთ ანალიზატორებს უბრალოდ მიუერთებენ ქსელის რომელიმე შერჩეულ სეგმენტს და გამოიყენებენ სტატისტიკის შესაგროვებლად ქსელის ამ სეგმენტის შესახებ. ასეთი ავტონომიური ანალიზატორების მაგალითს წარმოადგენს პროტოკოლების ანალიზატორები NCC LANalyzer და LANalyzer For Windows [59].

ამჟამად ქსელის ადმინისტრატორებისათვის და სხვა ტექნიკური მომსახურე პერსონალისათვის გამოშვებულია უკვე პროტოკოლების განაწილებული ანალიზატორები. ასეთი ანალიზატორები ძალზე დიდ შთაბეჭდილებას ახდენენ, როგორც ქსელის მართვისა და დიაგნოსტიკის საუკეთესო საშუალებები, რომლებიც თვალყურს ადევნებენ ტრაფიკის დონესა და ქსელის ყველა სეგმენტის მდგომარეობას ერთი მმართველი კონსოლიდან. ასეთ განაწილებულ ანალიზატორებს წარმოადგენენ მაგალითად, ფირმა Novell – ის NetWare Management System; LANalyzer Agent და სხვ. მისი მოდულები (მაგალითად, NLM – მოდულები სერვერების საკონტროლოდ, RumTime და სხვა) აკონტროლებენ მულტიპროტოკოლურ მარშრუტიზატორებს, რომლებიც განფენილია მთელ ქსელში. გამოიყენებს რა ამ ანალიზატორებს ერთდროულად, ქსელის ადმინისტრატორს სამუშაო ადგილის მიტოვების გარეშე შეუძლია მიიღოს სხვადასხვა ინფორმაცია ქსელში მიმდინარე საკომუნიკაციო პროცესების შესახებ. იქნება თქვენ ქსელში სამი თუ სამასი სეგმენტი, ანალიზატორის განაწილებული გადაწყვეტა დაგეხმარებათ დაზოგოთ ძვირფასი დრო და ენერჯია, რომელსაც ხარჯავთ ქსელის ფუნქციონირების ანალიზზე.

ზემოთგანხილული ანალიზატორების ფუნქციების საერთო მიმოხილვიდან გამომდინარე, სასურველია მათ გააჩნდეთ ანალიზის შესაძლებლობა, რომელიც დაკავშირებულია პაკეტების სიჭარბესთან, მის რეგულირებასა და ოპერატიულ მართვასთან. ასეთი ანალიზატორი წარმოდგენილ ნაშრომში მოხსენიებულია, როგორც კომპიუტერული ქსელის ტრაფიკის სიჭარბის მარეგულირებელი სპეციალური ანალიზატორი. წარმოდგენილი სადისერტაციო ნაშრომის ავტორის მიერ ასეთი ანალიზატორის შექმნასა და გამოყენებაზე მოკლედ ხაზგასმულია მომდევნო §2.2-ში.

აქედან გამომდინარე სპეციალური ანალიზატორის შექმნის ზოგად მიდგომებთან ერთად ნაშრომში უნდა გადაწყდეს კონკრეტული ამოცანებიც, კერძოდ, უნდა შემუშავდეს: ოპტიკური სიგნალების (რომლებიც წარმოადგენენ პაკეტების ძირითად საინფორმაციო მატარებლებს) დროითი ხანგძლიობების გაზომვის მეთოდები და მათი სარეალიზაციო (ჩვენს შემთხვევაში ოპტოელექტრონული) საშუალებები. ჭარბი პაკეტ-

ბის ჯამური ხანგძლივობების განსაზღვრისა და მის მიხედვით საკომუ-
ტაციო კვანძის ბუფერში საჭირო მესხიერების მოცულობის შემდგომი
გამოთვლის მიზნით, სპეცანალიზატორს უნდა გააჩნდეს შემდეგი
აუცილებელი მოწყობილობები: პაკეტების წარმტანი (მატარებელი)
ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლივობების განსაზღვრელი
კვანძები, რომელთა ფუნქციონირებაც დაფუძნებული იქნება ოპტიკური
სახის სიგნალების უერთიერთშედარების მეთოდზე (რომელიც საჭიროა
დამუშავდეს ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლივობების განმსაზღვრისა-
თვის); ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლივობების შეკრების
მეთოდებზე დაფუძნებული ამჯამავე ოპტოელექტრონული მოწყობი-
ლობები; სამრავლი და გამომკლები მოწყობილობები და ა.შ. მათ გარდა
წარმოდგენილ ნაშრომში გადასაწყვეტი კონკრეტული ამოცანების
სახით უნდა შემუშავდეს სპეცდანიშნულების ანალიზატორით ჭარბი
კლიენტ-სერვერული პაკეტების ქსელში გადაცემის რეგულირების ეფე-
ქტური ალგორითმები, რომლებიც გაითვალისწინებენ სატრანზიტო-
საკომუტაციო კვანძის ბუფერული მესხიერების პრიორიტეტულ ზონე-
ბად დაყოფის მეთოდების რეალიზაციებს. ამ უკანასკნელისათვის საჭი-
როა შემუშავდეს ქსელის ოპტიკურბოჭკოვან არხებში გადასაცემი
ჭარბი პაკეტების წონითი კოეფიციენტების შემოღებისა და მათი
ციკლური გამოკითხვის მეთოდებიც. წარმოდგენილ სადისერტაციო
ნაშრომში საჭიროა ექსპერიმენტულად შემოწმდეს შემუშავებული და
გამოკვლეული სპეცანალიზატორის მუშაობის ალგორითმები და ჩატა-
რდეს მიღებული შედეგების ანალიზი ასეთი ანალიზატორების პრაქტი-
კაში შემდგომი ფართო გამოყენების პერსპექტივების საჩვენებლად.[45]

სატელეკომუნიკაციო თანამედროვე საშუალებებს შორის კომპიუ-
ტერული ქსელი ყველაზე რთული მექანიზმია. პრობლემები, რომლებიც
უნდა გადაჭრას ჩვენს მიერ ნახსენებმა სპეცანალიზატორმა, გამოწვეუ-
ლია დროის გარკვეულ მომენტებში (არა მარტო პიკის საათებში,
არამედ სხვა პერიოდებშიც, ხშირ შემთხვევებში ქსელის მუშაობის
წინასწარ გაუთვალისწინებელ დროის მონაკვეთებშიც) გადასაცემი
პაკეტების რაოდენობის მნიშვნელოვანი ცვლილებებით, ანუ ტრაფიკის
დონის ცვლილებებით – ტრაფიკის პულსაციების დროს. ასეთი მოვლე-
ნები კი, როგორც ზემოთ ვახსენეთ, წარმოქმნიან გადატვირთვის

შემთხვევებს, რომლის დროსაც ხსენებული სპეცნალიზატორი მოგვცემს საშუალებას ტრაფიკის სიჭარბის დროს დღეისათვის არსებულ სხვა ანალიზატორებთან შედარებით (ანდა მათთან ერთდროული მუშაობით), ოპტიმალურად გადანაწილდეს პაკეტების სხვადასხვა რაოდენობები ქსელის სხვადასხვა, სატრანზიტო მიმართულებით მიმდინარე მომენტისათვის დაუტვირთავ ან სხვებთან შედარებით ნაკლებად დატვირთულ არხებს შორის და ამით შემცირდეს ტრაფიკის პულსაციების დონე ქსელის საჭირო წარმადობის შესანარჩუნებლად.

ამგვარად, ქსელური სისტემის ეფექტური მომსახურებისათვის ანალიზატორების როლი და მნიშვნელობა თანამედროვე კომპიუტერულ ქსელებში ძალზე დიდია. უკეთ დახასიათების მიზნით ზემოთ მიმოხილული გეგმონდა მათი კლასიფიკაცია მათ მიერ შესრულებული ფუნქციების მიხედვით.

მომდევნო თავში შევიმუშაოთ ჭარბი პაკეტების დიდი სიმრავლის გადაცემის ახალი სტრატეგიული მიდგომა, რომელიც ითვალისწინებს დაგროვილი პაკეტების არა მარტო რაოდენობას, არამედ მათი დროითი ხანგძლიობების მნიშვნელობებსაც.

დასკვნა 1 თავის მიხედვით

აღნიშნულ თავში ჩაარებულია კომპიუტერული ქსელის ანალიზატორების მოკლე მიმოხილვა. ფორმულირებულია ოპტოელექტრონული სპეცნალიზატორის შემუშავების იდეა და მისი განხორციელების შესაძლებლობები სწრაფქმედ ოპტოელექტრონულ მეთოდებზე და სარეალიზაციო აპარატურულ საშუალებებზე. აღნიშნული თავის დასაწყისში მოცემულია კომპიუტერული ქსელის ანალიზატორის განმარტება, მისი დანიშნულება, სახესხვაობები და შესასრულებელი ფუნქციების მიმოხილვა. ამავე თავში მოცემულია ქსელის ოპტიკურ-ბოჭკოვან არხებში ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების დროითი ხანგძლიობების ოპერატიული განსაზღვრის მეთოდის შემუშავებისა და მისი გამოყენების მიზანშეწონილობა. დახასიათებულია კომპიუტერული ქსელის სპეცნალიზატორის შემადგენლობა, ძირითადი კვანძების დანიშნულება. ნაჩვენებია მათი ეფექტური რეალიზაციის შესაძლებლობები ოპტოელექტრონული მეთოდებისა და ტექნიკური მოწყობილობების გამოყენებით.

თავი 2

კომპიუტერული ქსელის სატრანზიტო – საკომუტაციო ინტერფეისებში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრის სტრატეგიის შემუშავება. მისი გავლენა გადატვირთულ რეჟიმებში მომუშავე სისტემის მომსახურების ოპტიმალური ვარიანტების შერჩევაზე

2.1. სპეცანალიზატორის შემცველი კომპონენტების დახასიათება და მათი გამოყენება ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების გამოსათვლელად

თანამედროვე სატელეკომუნიკაციო მეურნეობა, კერძოდ, მათ შორის კომპიუტერული ქსელური ტექნოლოგიები განუწყვეტლივ ვითარდება და ინტენსიურად ინერგება. ეს სწარმოებს ძირითადად ორი ტენდენციის გათვალისწინებით. პირველი ეს არის ე.წ. საინფორმაციო საზოგადოების გლობალიზაცია და მეორე, ქსელთან საკონტაქტო ურთიერთობაში მყოფი მომხმარებლების კიდევ უფრო მეტი ხარისხით მათი პერსონალიზაცია. ორივე შემთხვევაში მეტად მნიშვნელოვანი ადგილი უკავია საკომუნიკაციო გარემოს ტექნიკური მხარეების განუწყვეტლივ სრულყოფა განვითარებას. მათ შორისაა ოპტიკურ ბოჭკოვანი არხების ტექნიკური შესაძლებლობების გაფართოება და ეფექტური გამოყენება, ვინაიდან ისინი განსაზღვრავენ იმ დიდ დატვირთვებთან (კომპიუტერული ქსელის ტრაფიკთან) წარმატებით გამკლავებას, რომელიც იქმნება თავიანთი საქმიანობიდან გამომდინარე მომხმარებელთა უფრო და უფრო პერსონალიზაციითა და მათი ურთიერთ საკომუნიკაციო მასშტაბების გლობალიზაციით. ყოველივე ეს კი კომპიუტერული ქსელის მრავალმილიონიანი (უკვე შეიძლება თამამად ითქვას მრავალმილიარდიანი) მომხმარებლების არნახული რაოდენობის გათვალისწინებით ხელს უწყობს კომპიუტერული ქსელის ოპტიკურბოჭკოვან არხებში ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების წარმოქმნას, რაც ამნელებს ასეთი პაკეტების გლობალური ტერიტორიული მანძილებით ერთმანეთისაგან დაშორებული მომხმარებლების პაკეტების ელექტრონული ტრანსპორტირებისას ქსელის ჰოსტის კომპიუტერებს შორის

(ჰოსტის კომპიუტერებში კონკრეტულად იგულისხმება პაკეტების მიმღებგადამცემი წყვილის პერსონალური კომპიუტერები) იწვევს სატრანზიტოსა კომუტაციო კვანძის ინტერფეისებში ჭარბი პაკეტების დაგროვებასა და კვანძის კომუტატორების შემავალი და გამავალი პორტების გადატვირთვას (მთლიანობაში საკომუნიკაციო ქსელის გადატვირთვას).

აღნიშნული პრობლემების მოსაგვარებლად სურვილებიდან გამომდინარე კავშირგაბმულობის ქსელური სპეციალისტები, მათ შორის პირველ რიგში საკომუნიკაციო კავშირების ხაზების პროვაიდერები არ იშურებენ ძალისხმევას თავიანთ დაქვემდებარებაში მყოფი ოპტიკურბოჭკოვანი არხების მახასიათებლების გასაუმჯობესებლად (როგორცაა გადაცემის სიჩქარე, ხაზებში სიგნალების დამახინჯების შემთხვევების მინიმიზაცია, რომელიც მიიღწევა რეგენერაციის ადგილებს შორის მონაკვეთების რაოდენობის გაზრდით დამახინჯებული სიგნალების აღსადგენად, სიგნალების გადაცემა მიღების მეთოდებში ახალ ახალი მიდგომების დანერგვა, ოპტიკურ ბოჭკოვანი კავშირის ხაზებში გადაცემული სიგნალების კონტროლი, სინქრონიზაციის მექანიზმების სრულყოფა (მეთოდების კომბინირება), გარე ხელისშემწელებისაგან დაცვა და ა.შ.).

ამჟამად შემუშავებულია და წარმატებით გამოიყენება ოპტიკურბოჭკოვანი კავშირის ხაზებით მონაცემთა ციფრული გადაცემის სხვადასხვა მეთოდები. ეს გამოწვეულია იმით, რომ ბოლო პერიოდში შეიცვალა კომპიუტერული ქსელის თვით ტრაფიკის სახეც: გაიზარდა მოთხოვნილება ოპტიკურ-ბოჭკოვანი ხაზებით მულტიმედიაური პაკეტების გამოსახულების (უძრავი – მოძრავი), ტექსტის (მათ შორის უამრავი გრაფიკული გამოსახულების თანხლებით), ხმის და ა.შ. კომბინირებულ გადაცემებზე (თანაც ხშირად მიმდინარე რეალურ დროში). ოპტიკურ-ბოჭკოვან ხაზებში გადაცემის მულტიპლექსირების ახალ-ახალი მეთოდების დანერგვა (ამ მხრივ გაჩნდა ახალი მეთოდები და მათი სარეალიზაციო პერსპექტიული ტექნოლოგიები მათ შორის PDH – TDV, SDH/SONET – WDM/DWDM, ATM და სხვა).

სიგნალების ეფექტური გადაცემებისათვის ბოლო პერიოდში შეიქმნა ბლოკების სახით მრავალდონიანი ხაზური სიგნალების გადაცემის ახალი ტექნოლოგიები 3B3B, 2B3B და ა.შ. ოპტიკურ-

ბოჭკოვანი ხაზებისათვის. მიუხედავად ყოველივე ამგვარი მცდელობებისა პრობლემების გადაწყვეტა სრულად მაინც ვერ ხერხდება. ასეთ პრობლემებს მიეკუთვნება ისიც, რომ ადგილი აქვს კომპიუტერული ქსელის ხშირი გადატვირთვის შემთხვევებს (განსაკუთრებით, როგორც არაერთხელ ვახსენეთ, პაკეტების გადაცემისას ქსელის მუშაობის პიკური დატვირთვების დროს). პიკის საათებში ქსელის მუშაობის გადატვირთვული რეჟიმების წარმოქმნის დროს ჭარბი ტრაფიკის რეგულირების ეფექტური მეთოდებისა და საშუალებების დამუშავებას დიდი მნიშვნელობა ენიჭება. ამ კუთხით ძალზე აქტუალური და მიზანშეწონილია სპეცდანიშნულების ანალიზატორის შემუშავება და მისი გამოყენება, რომლებიც წინა პარაგრაფში მიმოხილული ანალიზატორებისაგან განსხვავებით ქსელში უფრო ოპტიმალურად განსაზღვრავენ ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების დროით მახასიათებლებს და სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძებს შორის დაარეგულირებენ პიკური დატვირთვების დროს მათ გადაცემებს უფრო ეფექტურად, ვიდრე ეს დღესდღეობით ხორციელდება. ეს ხელს შეუწყობს ერთის მხრივ პაკეტების დროითი შეყოვნებების შემცირებას კვანძის ინტერფეისებში და მეორე, რაც მთავარია, მთლიანობაში გაზრდის ქსელის წარმადობას. ამ კუთხით კარგი სამსახურის გაწევა შეუძლია ფუნქციონალურ ოპტოელექტრონიკას [49], რომლის შესაძლებლობები საკმაოდ ფართოა.

კომპიუტერული ქსელებისათვის განკუთვნილი ანალიზატორების უმრავლესობის მუშაობა დაფუძნებულია ქსელის კომპონენტებისაკენ, ანუ საკვლევი ქსელური ობიექტებისაკენ (ეს ობიექტები, როგორც ადრე შევნიშნეთ, შეიძლება იყოს აპარატურული, პროგრამული ან კომბინირებული სახის აპარატურულ-პროგრამული) ტესტური შეტყობინებების გაგზავნაზე და ამ ობიექტებიდან მიღებული საპასუხო შეტყობინებების (სიგნალების) ანალიზზე. ამ მიზნით ანალიზატორებში ხშირად გამოყენებულია მეთოდები, დაფუძნებული სატესტო სიგნალების გაგზავნამიღების დროითი ხანგძლიობების ურთიერთშედარებაზე, მათი ურთიერთ დამოკიდებულებებისა და ამ დროს მათი ცვლილების ანალიზზე. სატესტო ოპერაციების შესრულება მოითხოვს საკვლევი სიგნალების დროით ხანგძლიობებზე გარკვეული ოპერაციების ჩატარებას (ხშირად ისეთი ელემენტარული არითმეტიკული ოპერაციების, როგორიცაა

შეკრებაგამოკლება, გამრავლება და ა.შ). აქედან გამომდინარე კომპიუტერულ ქსელში პაკეტების წარმტანი (მათი შემადგენელი ნაწილების დეიტაგრამების მატარებელი) სიგნალების დროითი ხანგძლიობების გაზომვის მეთოდებისა და საშუალებების სრულყოფას როგორც თეორიული, ისე გამოყენების თვალსაზრისით დიდი პრაქტიკული მნიშვნელობა ენიჭება.

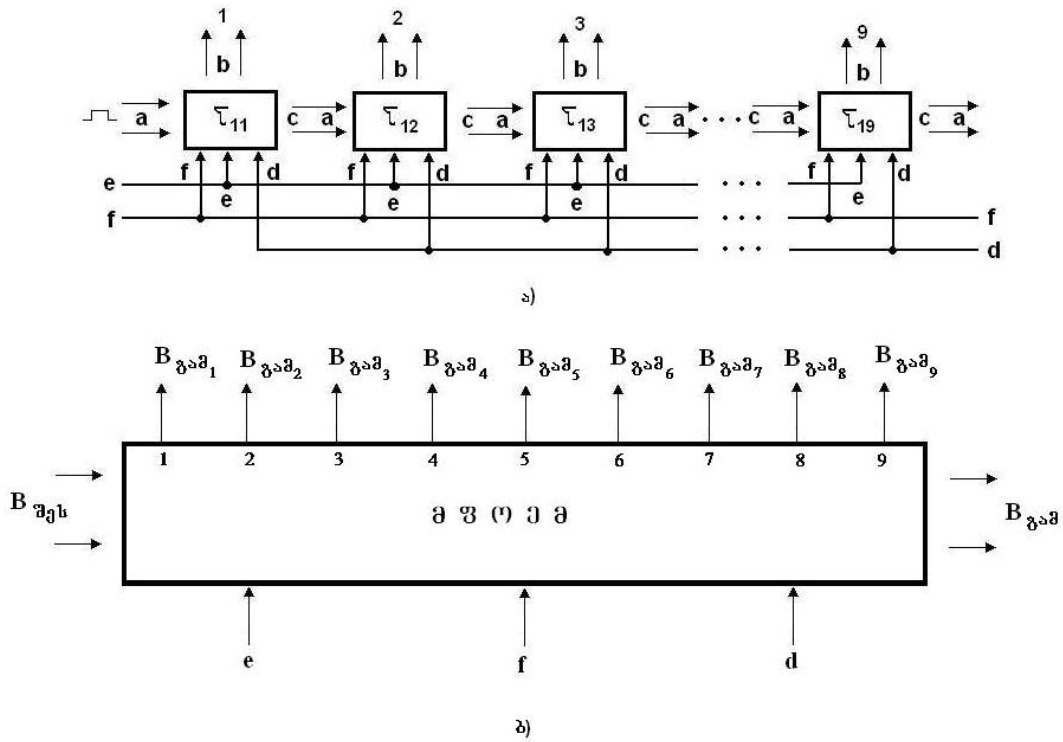
კომპიუტერული ქსელის ოპტიკურბოჭკოვან ხაზებში, როგორც ცნობილია, საქმე გვაქვს ოპტიკური ბუნების მქონე საინფორმაციო სიგნალებთან. აქედან გამომდინარე სასურველია ანალიზატორების შესაბამისი აპარატურული მოწყობილობებიც აგებული იქნეს ოპტოელექტრონულ მეთოდებზე და საშუალებებზე (ელემენტებზე). თუ ადრე ოპტოელექტრონულ ელემენტები და მასზე აგებული მოწყობილობები გამოიყენებოდა უმეტეს წილად ე.წ. “პასიური” ფუნქციების შესასრულებლად, როგორიცაა, მაგალითად, გაღვანური კავშირების მქონე (მაღალი და დაბალი პოტენციალების მქონე) ენერგეტიკული წრედების ერთმანეთისაგან განმსოლოებისათვის, ამჟამად მათი (ოპტოელექტრონული მოწყობილობების, ამ მოწყობილობებისაგან შემდგარი სისტემების) განვითარების დღევანდელი დონე საშუალებას იძლევა მათი დახმარებით შესრულდეს “აქტიური” ფუნქციებიც, მათ შორის ისეთების, როგორიცაა გამოთვლითი ტექნიკის ფუნქციების რეალიზაცია. ასეთებს მიეკუთვნება ოპტოელექტრონული ელემენტების გამოყენება რიცხვების (მათ შორის ადამიანისათვის ყველაზე მისაღები ათობით თვლის სისტემაში) წარმოდგენა და მეხსიერებაში მათი ჩაწერა, ანალოგურ-ციფრული ან ციფრო-ანალოგური გარდამქმნელების აგება, რიცხვების ძვრის ოპერაციების წარმოება, არითმეტიკული ოპერაციების რეალიზება (როგორც აღვნიშნეთ, შეკრების, გამოკლების, გამრავლების და ა.შ. ელემენტარული ოპერაციების), ლოგიკური ოპერაციების წარმოება და სხვა.

ოპტოელექტრონიკის ბაზაზე შეიქმნა შედარებით ახალი მიმართულება ფუნქციონალური ოპტოელექტრონიკა. ამ კუთხით ინტენსიური კვლევადიებითი ინტენსიური სამუშაოები (კერძოდ ოპტოელექტრონული მოწყობილობების შესაქმნელად, რომლებიც იმუშავებდა გამოთვლითი ტექნიკის ზემოთხსენებული ფუნქციების სარეალიზა-

ციოდ), დაიწყო პირველად თბილისში და უკრაინაში (ქ. ვინიცაში) [34, 38] ჯერ კიდევ გასული საუკუნის 60-70 იანი წლებიდან.

დისკრეტულ ოპტოელექტრონულ მოწყობილობებს საფუძვლად დაედო სინათლის სხივით სიგნალების, როგორც ინფორმაციის მატარებლების დროითი ხანგძლიობების ქვანტირების პრინციპი [28], ე.ი. სიგნალის (ამ შემთხვევაში ოპტიკური ბუნების მქონე სიგნალის) ხანგძლიობებში ჩადებული (კოდირებული) იყო გარკვეული ინფორმაცია და ეს ინფორმაცია განიცდიდა ცვლილებებს ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლიობების ცვლილებებთან ერთად.

ოპტიკური სიგნალით დროითი ქვანტირების პრინციპი დაედო საფუძვლად გამოთვლითი ტექნიკის ძირითად ფუნქციონალურ ოპტოელექტრონულ ელემენტს, რომელსაც თავის სადისერტაციო ნაშრომში მისმა ავტორმა პირველმა უწოდა მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდული (მფომე) ჯერ კიდევ 1976 წელს [38]. აღნიშნულ ოპტოელექტრონულ ელემენტში ბუნებრივად შერწყმული იქნა რამოდენიმე ფუნქცია: ოპტიკური სიგნალების გარდაქმნის, შენახვის (მათი მეშვეობით ინფორმაციის ჩაწერის), ძვრის, თვლისა და ვიზუალური ინდიკაციის (საჭიროების შემთხვევაში) ფუნქციები, ამ უკანასკნელისათვის საჭირო სხვა დამატებითი საინდიკაციო ელემენტების გამოყენების გარეშე. ამავე პერიოდიდან ასეთ მრავალფუნქციონალურ ოპტოელექტრონულ მოდულებზე ინტენსიურად დაიწყო გამოკვლევები გამოთვლითი ტექნიკის ერთგვაროვანი ოპტოელექტრონული სტრუქტურების შექმნისა და გამოყენებისათვის. ისინი თავის ელექტრონულ ანალოგებთან შედარებით გამოირჩეოდა დიდი სწრაფქმედებით, საიმედოობით (ხელის შემშლელების მიმართ მაღალი მდგრადობით) და შესასრულებელი ფუნქციების რაოდენობითაც [28]. აღნიშნული სახის მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდულის ერთ-ერთი ვარიანტი ნაჩვენებია ნახ.3-ზე, სადაც ნაჩვენებია ოპტოელექტრონული მოდულის (სქემატური აღნიშვნა ნახ.3 ბ) შემცველი, რეგენერაციულ რეჟიმში მომუშავე ოპტონები.



ნახ. 3. ანალიზატორის აპარატურის მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდული

ნახ.3-ზე გამოსახული მოდული რეალიზებულია არაკოპერენტული ოპტიკური სიგნალების გარდაქმნა შენახვა – ინდიკაციის პრინციპებზე (რომლებიც მოძრაობენ ოპტიკურბოჭკოვან ხაზებში), დაფუძნებული რეგენერაციულ რეჟიმში მომუშავე ოპტრონების ერთობლიობაზე. აღნიშნული ოპტრონები (OP_1, OP_2, \dots, OP_9) გაერთიანებულია მფოემ-ის სახით, რომელიც ოპერირებს ოპტიკური სიგნალების დროით ხანგრძლიობებზე მათი დაფიქსირების მიზნით ათობით თვლის სისტემაში. იგი შედგება 9 ოპტრონისაგან (ათობით ციფრს “0”-ს იგი ასახავს როდესაც მოდულში შემავალი ყველა ოპტრონი არააგზნებულია, ე.ი. ნულოვან მდგომარეობაშია), ანუ ტრადიციული გაგებით “0”-ის მდგომარეობაშია, თუ ვიხმართ “ტრიგერებისათვის” დამახასიათებელ ტერმინებს, ხოლო აგზნებულ მდგომარეობაში კი ეს ოპტრონი ასახავს “1”-ს. შესასვლელზე ოპტიკური სიგნალის არსებული დროითი ხანგრძლიობა ქვანტირდება ასეთი სახის ოპტრონებით,

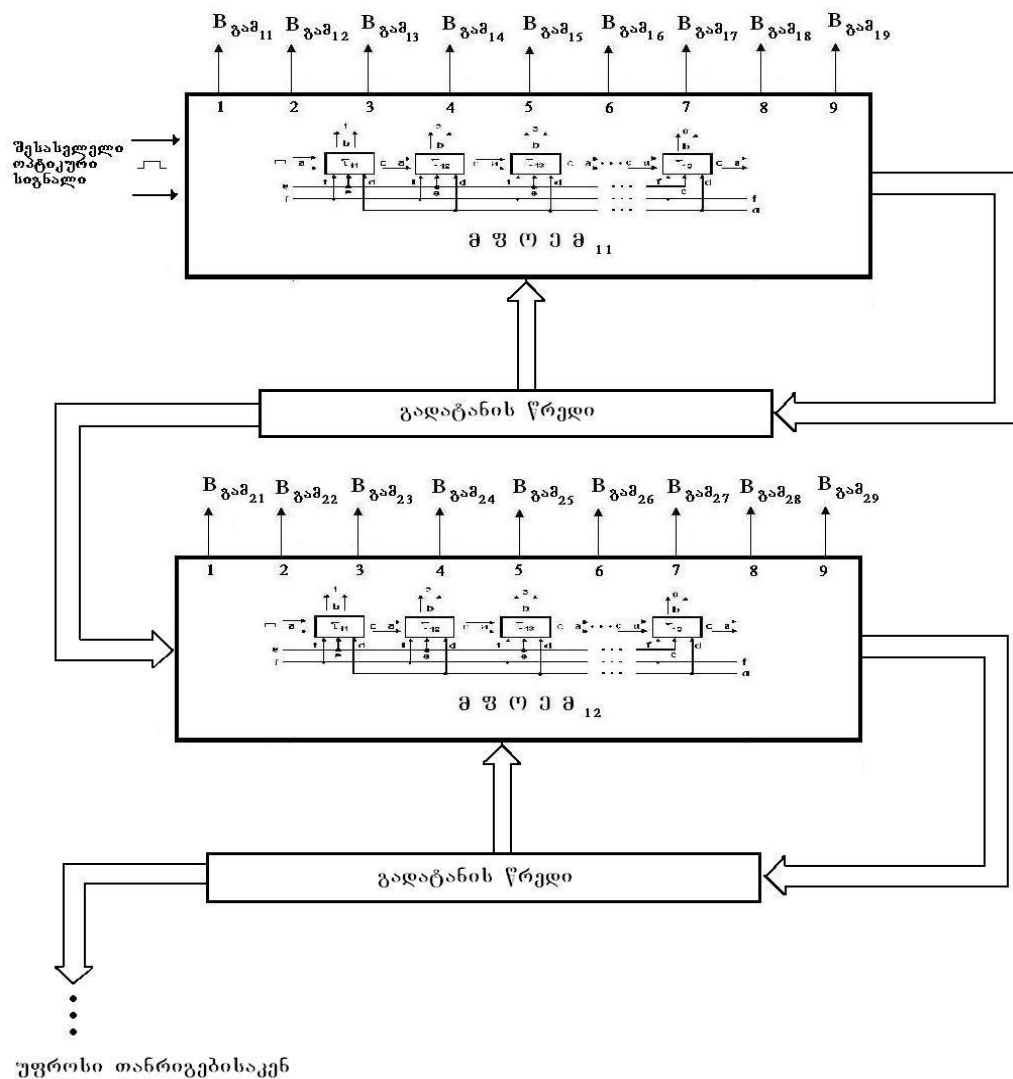
რომლებიც აწარმოებს ოპტიკური სიგნალების გარდაქმნას დისკრეტულ ფორმაში. ასეთი სახის ოპტოელექტრონული მოდული წარმოადგენს სიგნალების დროითი ხანგძლივობების დისკრეტული ფორმით გარდაქმნელ (იმავე დროულად ამ ხანგძლივობების გამზომ) ფუნქციონალურ კვანძს. იგი წარმოადგენს საბაზო ელემენტს ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლივობების შემკრები, გამომკლები, სამრავლი და ა.შ. ოპტოელექტრონული მოწყობილობებისათვის.

მომსახურების ახალი სტრატეგიის მიხედვით წარმოდგენილ ნაშრომში ნახსენები ოპტოელექტრონული სპეცანალიზატორის ერთ-ერთი მთავარი ფუნქციაა კომპიუტერული ქსელის მუშაობის პიკის საათებში სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძების შემაგალ ინტერფეისებში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების ჯამური ხანგძლივობების განსაზღვრა. ამ მიზნით წარმოდგენილ ნაშრომში შემუშავებული მეთოდის თანახმად ანალიზატორს უნდა გააჩნდეს მოწყობილობა, რომელშიც წინა პარაგრაფში ნახსენები ჭარბი პაკეტების დეიტაგრამების დროითი ხანგძლივობების გაზომვის გარდა უნდა გააჩნდეს ამ დროითი ხანგძლივობების ურთიერთშედარებისა და შეკრების ბლოკებიც, აგრეთვე სამრავლი ოპერაციული მოწყობილობა. დროითი ხანგძლივობების გაზომვის მეთოდები და მათი სარეალიზაციო ოპტოელექტრონული მოწყობილობები ნაჩვენები გვექონდა ზემოთ. (დროითი ხანგძლივობების ერთმანეთთან შედარებისა და პაკეტების ჯამური ხანგძლივობების გამოთვლითი მეთოდებსა და ოპტოელექტრონულ საშუალებებს შევიმუშავებთ ქვემოთ, ხოლო ანალიზატორში გამოყენებულ სამრავლ მოწყობილობებს განვიხილავთ ასევე მოგვიანებით).

მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდულების გამოყენებით აღნიშნულ პარაგრაფში ვაჩვენოთ დამგროვებელი ამჯამავის ერთ-ერთი ვარიანტი, რომელიც მოახდენს (საჭიროების შემთხვევაში) ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლივობების მიმდევრობით (ნახ. 4. ვარიანტი) ან პარალელურ შეკრებას (შესაძლებელია ასეთი სახის ამჯამავი მოწყობილობების აგებაც).

რეგენერაციული ოპტონები გაერთიანებულია ამჯამავის თანრიგების (პირველი, მეორე და ა.შ) მიხედვით შესაბამისი

მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდულების სახით. ქვემოთ მოცემულია შემკრები მოწყობილობების ერთი ვარიანტი, რომელიც ასრულებს ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლიობების მიმდევრობით აჯამვას. მისი სტრუქტურული სქემა ნაჩვენებია ნახ. 4-ზე. აღნიშნულ ამჯამავზე შესასვლელი სიგნალის დროითი ხანგძლიობა მიეწოდება პირველი მოდულის შესასვლელზე. ეს ხანგძლიობა ფიქსირდება მოდულში შემავალი 1-9 ოპტრონებით. პირველი მოდულის შევსების დროს გადატანის წრედის დახმარებით დროით ხანგძლიობებს აფიქსირებს მეორე მოდული და ა.შ.



ნახ. 4. ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლიობების მიმდევრობითი ამჯამავი

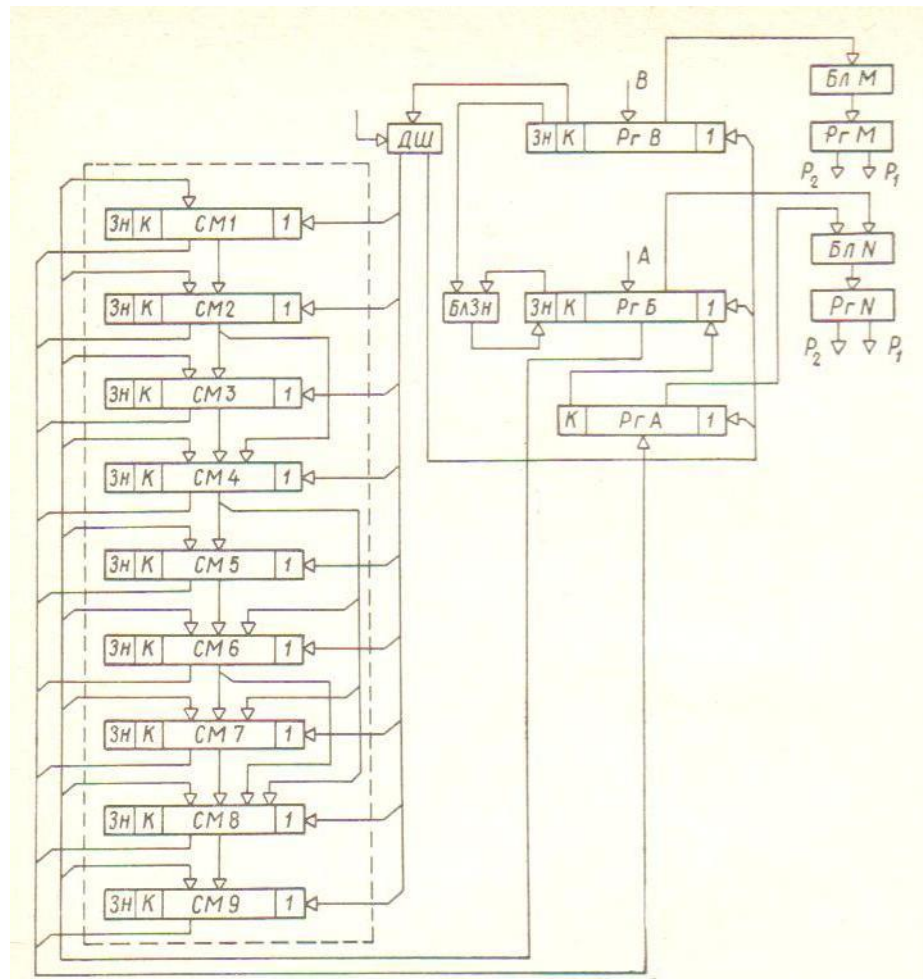
როგორც ამავე თავის §2.3-ში ვაჩვენებთ, ქსელის ეფექტური მომსახურებისათვის შემუშავებული ანალიზატორის ოპერაციული მოწყობილობა ჭარბი პაკეტების ჯამური დროითი ხანგძლიობების გამოსათვლელად საჭიროებს ოპტოელექტრონული სამრავლი მოწყობილობების გამოყენებას.

როგორც ცნობილია ნებისმიერი თვლის სისტემაში (ჩვენს შემთხვევაში ათობითი თვლის სისტემაში) გამრავლების ნებისმიერი პროგრამული მეთოდი ნამრავლის მისაღებად მოითხოვს სამრავლი რიცხვების იმდენჯერ შეკრებას, რამდენ ციფრსაც შეიცავს მამრავლის ამსახველი სიდიდე (მაგალითად, თუ $7 \times 4 = 28$ –ს ნამრავლის (28) რეზულტატის მისაღებად სამრავლი რიცხვი (7) უნდა შეიკრიბოს, ე.ი. ერთმანეთს დაემატოს იმდენჯერ, რამდენჯერაც შეიცავს მამრავლი. ჩვენს მაგალითში 4-ჯერ). თუმცა არსებობს დაჩქარებული მეთოდებიც, რომლებიც დაიყვანება შუალედური ნამრავლების დაჩქარებულ ფორმირებებზე. (მაგალითად, თუ მამრავლი შეიცავს 0-ებს, მაშინ შეკრების მაგიერ მხოლოდ სწარმოებს ნამრავლის ძვრა მხოლოდ მარცხნივ).

პრაქტიკული შემთხვევებისათვის ზოგადად გამრავლების ყველა დაჩქარებული მეთოდი დაიყვანება მათი რეალიზაციის შემდეგი სამი გზის ცალცალკე ან მათ კომპლექსურ გამოყენებაზე: 1) იმ დროის შემცირება, რომელიც საჭიროა კერძო (შუალედური) ნამრავლების მისაღებად, ე.ი. მათი ცალცალკე ან ჯგუფურ თანრიგებად გამრავლების წარმოება; 2) კერძო (შუალედური) ნამრავლების რაოდენობის შემცირება სამრავლების წინასწარ უკვე ფორმირებული ჯერადების სახით (მაგალითად გამრავლების მატრიცის გამოყენებით); 3) სამრავლის ჯერადების ფორმირებისათვის გამრავლების დროს გამოკლებების ოპერაციების გამოყენებით, რომელიც ამცირებს დამატებითი ამჯამავების გამოყენების რაოდენობას.

გამრავლების ერთ-ერთი ვარიანტის შესამუშავებლად გამოვიყენოთ მეთოდები, რომლებიც დაფუძნებულია მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდულების გამოყენებაზე (ათობით თვლის სისტემაში), სადაც გამოყენებულია მამრავლის 9-ჯერადების ფორმირების პრინციპი. სხვა მეთოდებისაგან

განსხვავებით, სადაც გამოყენებულია ოპერანდების (სამრავლების, მამრავლებისა და ნამრავლების) წარმოდგენა ორობით-ათობით თვლის სისტემაში, გამრავლების ოპერაციის ამ ვარიანტში გამოყენებულია უშუალოდ ათობითი ციფრები (ათობითი ციფრების ორობით-ათობით სისტემაში ტეტრადების სახით წარმოდგენის გარეშე), რომელთა წარმოდგენისათვის გამოყენებული ასევე უშუალოდ ათობით სისტემაში მომუშავე ოპტოელექტრონული მოდულები. ასეთ მოდულებზე აგებული სამრავლი მოწყობილობის ოპერაციული სქემა ნაჩვენებია ნახ. 5-ზე [29].



ნახ. 5. გამრავლების მოწყობილობის სტრუქტურული სქემა

როგორც ნახ. 5-დან ჩანს, ათობითი სამრავლი მოწყობილობის ძირითად კვანძებს წარმოადგენს: მამრავლის ჯერადების ცხრა რეგისტრი, რომელიც აგებულია ათობითი ამჯამავების SM1 – SM9 ოპტოელექტრონულ მოდულებზე; ოპტოელექტრონული დამბრავი

რეგისტრები $P_r B$ და $P_r B$, შესაბამისად A და B თანამამრავლებისა და რეგისტრი $P_r A$, რომელიც შესრულებულია ათობითი ამჯამავის ოპტოელექტრონული $ОЭ$ მოდულის სქემის მიხედვით, რომლის დახმარებით სწარმოებს კერძო (შუალედური) ნამრავლების შეკრება. დამხმარე, მაგრამ არა ნაკლებ მნიშვნელოვან როლს ასრულებენ თანრიგების დამაფიქსირებელი რეგისტრები $P_r N$ და $P_r M$ შესაბამისად A და B თანამამრავლების თანრიგების განსაზღვრის ბლოკები $БЛ N$ და $БЛ M$; მამრავლის B უფროსი თანრიგის ათობითი ციფრის დემიფრატორი $ДШ$; თანამამრავლების ნიშნების ანალიზის ბლოკი $БЛЗН$. ამჯამავებს $SM1 - SM9$ შორის კავშირებით საშუალებას იძლევიან მოვახდინოთ სამრავლის 9-ჯერადობის მიღების პროცესის ორგანიზირება.

ნახ.5-ზე ნახვენები გამრავლების მოწყობილობა მუშაობს ათობითი ციფრების გამრავლების შემდეგი ალგორითმის მიხედვით [29]:

1. მოწმდება სამრავლი და მამრავლი ნულის ტოლობაზე (ხომ არ არიან ისინი ნულის ტოლი) თუ რომელიმე თანამამრავლი (ან ორივე) არის ნულის ტოლი, გამრავლების შედეგს, ანუ ნამრავლს მიეკუთვნება პირდაპირ ნულოვანი მნიშვნელობა და გამრავლების ოპერაცია წყდება. წინააღმდეგ შემთხვევაში ფორმირდება სამრავლის ჯერადები (ე.ი. თუ A რიცხვი არის სამრავლი, მის ჯერადებს წარმოადგენენ: $Ax_1=A, Ax_2=2A, Ax_3=3A, \dots, Ax_9=9A$) შესაბამის ამჯამავებზე და რეზულტატის (ნამრავლის) ნიშანი, რომელიც იქნება დადებითი, თუ თანამამრავლების ნიშნები ემთხვევა ერთმანეთს, ხოლო იქნება უარყოფითი, თუ ისინი განსხვავდებიან ერთმანეთისაგან (ე.ი. ერთი იქნება "+", ხოლო მეორე "-" ან პირიქით). ამავდროულად (ე.ი. ერთდროულად) სწარმოებს მამრავლის რეგისტრის შემცველობის (მასში ჩაწერილი რიცხვის) ძვრა უფროსი თანრიგები უჯრედებისკენ (უფროსი თანრიგების ამსახველი ოპტონებისაკენ), სანამ უფროსი თანრიგის უჯრედში არ წარმოიქმნება მამრავლის უფროსი ნიშნადი ციფრი;
2. ასევე ერთდროულად სწარმოებს მამრავლის უფროსი ციფრისა და ნამრავლის ჯერადის ნომრის შედარება;

3. იმ შემთხვევაში, თუ დაემთხვა მამრავლის უფროსი თანრიგის ციფრი სამრავლის რომელიმე ჯერადის ნომერს, მაშინვე სწარმოებს ამ შესაბამისი ჯერადის შეკრება ამჯამავის შემცველ მნიშვნელობასთან (რიცხვთან) და სწარმოებს ამჯამავისა და სამრავლის უფროსი თანრიგების უჯრედებისაკენ შემდგომი ძვრა;
4. მამრავლის თითოეული თანრიგისათვის ციკლურად მეორდება წინა მე-2 და მე-3 პუნქტები მანამდე, სანამ არ მოხდება გამრავლება მამრავლის ყველა თანრიგებზე.

ნახ.5-ზე ნახვენები ათობითი რიცხვების (უფრო ზუსტად ათობითი რიცხვებით გამოხატული პაკეტების (დეიტაგრამების) დროითი ხანგძლიობების) ოპტოელექტრონული სამრავლი მოწყობილობის მუშაობის პრინციპი მდგომარეობს შემდეგში.

სამრავლი A და მამრავლი B ჩაიწერება შესაბამისად თანამამრავლების რეგისტრებში P_rB და P_rB , ამასთან ინფორმაციების ჩაწერა სწარმოებს პარალელურად, თანრიგების მიხედვით, მაგრამ მიმდევრობით თითოეულ თანრიგობრივ უჯრედებში. თანამამრავლების ჩაწერასთან ერთდროულად სწარმოებს თანამამრავლების თანრიგების გამოთვლა და ჩაწერა შესაბამისად რეგისტრებში P_rN და P_rM . P_rM რეგისტრის თანრიგთა რაოდენობა შეესაბამება P_rB - რეგისტრის თანრიგების უჯრედების (რეგენერაციული ოპტონების) რაოდენობას, ხოლო რეგისტრს N – რეგისტრის თანრიგთა რაოდენობა კი – P_rB და P_rA რეგისტრების თანრიგობრივი უჯრედების ჯამურ რაოდენობას, ე.ი. $2K$ - სი, თუ P_rA , P_rB და P_rB რეგისტრების თანრიგობა ერთნაირია და ტოლია K სიდიდის. თანამამრავლების თანრიგების გამოთვლა სწარმოებს B_rN და B_rM შესაბამისად P_rB და P_rB რეგისტრების აგზნებული თანრიგობრივი უჯრედების რაოდენობის შესაბამისად. ამასთან თანრიგების განსაზღვრის B_rN და B_rM ლოგიკური ბლოკებით გაითვალისწინება P_rB და P_rB რეგისტრების თანრიგობრივ უჯრედებში ნიშნადი ნულების წარმოქმნის შესაძლებლობა, ხოლო თანამამრავლების ტოლობას ნულზე განსაზღვრავს 1-იანის არსებობა B_rN და B_rM (ნიშნული P_1) რეგისტრების ნულოვან თანრიგში. ამ შემთხვევაში გამრავლების ოპერაცია წყდება. იმ შემთხვევაში, თუ

არცერთი თანამამრავლი არ არის ნოლი ($P_1=0$) შესაბამის ამჯამავეებზე $SM1 - SM9$ ფორმირდება A სიმრავლის 9-ჯერადი (როგორც ზემოთ აღვნიშნეთ, $Ax_1=1A; Ax_2=2A; Ax_3=3A; \dots, Ax_9=9A$). ამავე დროს ფორმირდება ნიშანი (ნამრავლის ნიშნის ანალიზის $БлЗН$ ბლოკის მიერ), რომელიც ჩაიწერება P_rB -რეგისტრის ნიშნის თანრიგში.

პირველ ტაქტში ყველა ცხრა $SM1 - SM9$ ამჯამავეში ჩაიწერება სამრავლი A (ჯერადობით 1) P_rB რეგისტრიდან, რომლის ყველა თანრიგი ამის შემდეგ განუღდება (ნიშნის თანრიგის გარდა). მეორე ტაქტში სწარმოებს $SM2, SM4, SM6$ და $SM8$ ამჯამავეების შემცველობის შეკრება შესაბამისად წინა ამჯამავეის შემცველობასთან და ხდება სამრავლი A -ს (2-ის ჯერადით) გაორმაგებული მნიშვნელობის მიღება. მესამე ტაქტის დროს სწარმოებს $SM3, SM4, SM7$ და $SM8$ ამჯამავეების შემცველობის შეკრება $SM2$ და $SM6$ ამჯამავეების შემცველობასთან და მიიღება სამრავლი (შესაბამისად 3 და 4 ჯერადის). მეოთხე ტაქტში სწარმოებს $SM3, SM4, SM7$ და $SM8$ ამჯამავეების შემცველობის შეკრება $SM4$ ამჯამავეის შემცველობასთან და მიიღება მამრავლისა (შესაბამისად 5,6,7 ჯერადობით). მეხუთე ტაქტის დროს სწარმოებს სამრავლის 9 ($Ax_9=9A$) ჯერადის მიღება ამჯამავე $SM9$ -ში $SM8$ და $SM9$ ამჯამავეების შემცველობების შეკრებით.

იმავედროულად ე.ი. $SM1 - SM9$ ამჯამავეებში სამრავლის 9 ჯერადის მიღებისთანავე P_rB -ში სწარმოებს B მამრავლის დაძვრა უფროსი თანრიგებისაკენ, რომელიც სწარმოებს (იტერაციულად) მანამდე, სანამ P_rB - რეგისტრის ყველაზე უფროსს K - ურ თანრიგიან უჯრედში არ წარმოიქმნება B მამრავლის უფროსი ნიშნადი ციფრი, რაც ფიქსირდება კიდევ სიგნალით P_2 რომელიც მოიხსნება მამრავლის თანრიგების მაფიქსირებელი P_rM - რეგისტრის უფროსი თანრიგიდან. ამის შემდეგ იმ პირობით, რომ $SM1 - SM9$ ამჯამავეებში უკვე ფორმირებულია სამრავლის ჯერადები, $ДШ$ - დეშიფრატორის მიერ სწარმოებს ათობითი ციფრის გარდაქმნა, რომელიც ჩაწერილია P_rB - რეგისტრის უფროსს K - ურ თანრიგოვან უჯრედში (ოპტრონში). $ДШ$ - მრავალთანრიგოვანი გამოსასვლელი შეერთებულია $SM1 - SM9$ ამჯამავეების მასივის მმართველ შესასვლელებთან ისეთნაირად, რომ 1

იანის არსებობა გარკვეულ წონით პოზიციაში, რომელიც შეესაბამება P_rB – რეგისტრის K – ური თანრიგის უჯრედში ათობითი ციფრის მნიშვნელობას, ნებას რთავს წაკითხული იქნეს ინფორმაცია შესაბამისი ამჯამავეიდან P_rA – რეგისტრში მოცემულ ამჯამავეში ჩაწერილი ინფორმაციის შენახვით. შესაბამისი ამჯამავეიდან ინფორმაციის გადაწერის დამთავრებისთანავე სწარმოებს მისი ჩაწერა P_rA – რეგისტრში. P_rA , P_rB , P_rB რეგისტრებში სწარმოებს მათი შემცველობის ძვრა უფროსი თანრიგების უჯრედების მხარისკენ. შემდგომში ანალოგიური სახით სრულდება გამრავლება B – მამრავლის მორიგ ციფრზე. იმ შემთხვევაში როცა P_rB K – ურ თანრიგოვან უჯრედში ათობითი ციფრი წარმოადგენს 0-ს, III ნულოვან გამოსასვლელზე ერთიანის არსებობა აწარმოებს დაძვრას მარცხნივ P_rA , P_rB , P_rB რეგისტრების შემცველობის. ვინაიდან B სამრავლის თანრიგების შემცირება ფიქსირდება P_rM რეგისტრში, P_rB რეგისტრის შემცველობის მარჯვნივ თითოეული ძვრის შემდეგ, მაშინ ერთიანის წარმოქმნა P_rM ($P_r=1$) რეგისტრის ნულოვან თანრიგში, მეტყველებს იმაზე, რომ დამთავრდა ათობითი გამრავლების ოპერაცია. P_rA რეგისტრის თანრიგთა ბადის გადავსება ფიქსირდება P_r1 სიგნალით P_rN რეგისტრის გამოსასვლელიდან, რომელიც ნებას რთავს კავშირს P_rA რეგისტრის K – ური უფროსი თანრიგის გამოსასვლელიდან P_rB რეგისტრის უმცროსი თანრიგის უჯრედის შესასვლელთან ისეთნაირად, რომ ინფორმაციის შემდგომი გადაწერა შესაბამისი ამჯამავეიდან სწარმოებს რეგისტრში, რომელსაც გააჩნია გაორმაგებული ზომის თანრიგთა ბადე, რომელიც შედგება P_rA და P_rB თანრიგებისაგან. ინფორმაცია დაფიქსირებული P_rN რეგისტრში იძლევა წარმოდგენას გამრავლების რეზულტატის (ნამრავლის) თანრიგიანობის შესახებ.

სამრავლ მოწყობილობაში დეშიფრატორის გამოყენება საშუალებას იძლევა უარი ვთქვათ შედარების ტრადიციულ სქემებზე. ამით მნიშვნელოვნად მცირდება აპარატურული დანახარჯები, ვინაიდან ერთი დეშიფრატორით იცვლება შედარების ცხრა სქემა, რომელიც საჭიროა ათობით თვლის სისტემაში ციფრების შედარების ოპერაციის შესასრულებლად, ხოლო დეშიფრატორის აგება მრავალფუნქციო-

ნაღურ ოპტოელექტრონულ მოდულზე, რომელიც შედგება რეგენერაციულ რეჟიმში (ე.ი. ტრიგერულ რეჟიმში) მომუშავე 9 ოპტონისაგან, ზრდის გამრავლების მოწყობილობის ერთგვაროვნებას (ერთი და იგივე სახის ოპტოელექტრონული ელემენტების გამოყენებას).

აღნიშნული ვარიანტის გარდა შესაძლებელია ანალიზატორში გამოყენებული სამრავლი მოწყობილობების აგების სხვა ვარიანტებიც, მათ შორის მატრიცების გამოყენებითაც.

2.2. გადასაცემი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრის მეთოდებისა და ოპტოელექტრონული საშუალებების შემუშავება

თანამედროვე სატელეკომუნიკაციო მეურნეობა, კერძოდ, მათ შორის კომპიუტერული ქსელური ტექნოლოგიები, როგორც წინა პარაგრაფებში აღნიშნეთ განუწყვეტლივ ვითარდება და ინტენსიურად ინერგება. ეს სწარმოებს ძირითადად ორი ტენდენციის გათვალისწინებით. პირველი ეს არის ე.წ. საინფორმაციო საზოგადოების გლობალიზაცია და მეორე, ქსელთან საკონტაქტო ურთიერთობაში მყოფი მომხმარებლების კიდევ უფრო მეტი ხარისხით მათი პერსონალიზაცია. ორივე შემთხვევაში მეტად მნიშვნელოვანი ადგილი უკავია საკომუნიკაციო გარემოს ტექნიკური მხარეების განუწყვეტლივ სრულყოფა-განვითარებას. მათ შორისაა ოპტიკურ-ბოჭკოვანი არხების ტექნიკური შესაძლებლობების გაფართოება და ეფექტური გამოყენება, ვინაიდან ისინი განსაზღვრავენ იმ დიდ დატვირთვებთან (კომპიუტერული ქსელის ტრაფიკთან) წარმატებით გამკლავებას, რომელიც იქმნება თავიანთი საქმიანობიდან გამომდინარე მომხმარებელთა უფრო და უფრო პერსონალიზაციითა და მათი ურთიერთსაკომუნიკაციო მასშტაბების გლობალიზაციით. ყოველივე ეს კი კომპიუტერული ქსელის მრავალმილიონიანი (უკვე შეიძლება თამამად ითქვას მრავალმილიარდიანი) მომხმარებლების არნახული რაოდენობის გათვალისწინებით ხელს უწყობს კომპიუტერული ქსელის ოპტიკურ – ბოჭკოვან არხებში ჭარბი კლიენტ – სერვერული პაკეტების წარმოქმნას, რაც აძნელებს ასეთი პაკეტების გლობალური ტერიტორიული მანძილებით ერთმანეთისაგან დაშორებული

მომხმარებლების პაკეტების ელექტრონული ტრანსპორტირებისას ქსელის ჰოსტის კომპიუტერებს შორის (ჰოსტის კომპიუტერებში კონკრეტულად იგულისხმება პაკეტების მიმღებ-გადამცემი წყვილის პერსონალური კომპიუტერები) იწვევს სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ინტერფეისებში ჭარბი პაკეტების დაგროვებასა და კვანძის კომუტატორების შემაჯავალი და გამაჯავალი პორტების გადატვირთვას (მთლიანობაში საკომუნიკაციო ქსელის გადატვირთვას).

აღნიშნული პრობლემების მოსაგვარებლად სურვილებიდან გამომდინარე კავშირგაბმულობის ქსელური სპეციალისტები, მათ შორის პირველ რიგში საკომუნიკაციო კავშირების ხაზების პროვაიდერები არ იშურებენ ძალისხმევას თავიანთ დაქვემდებარებაში მყოფი ოპტიკურ-ბოჭკოვანი არხების მახასიათებლების გასაუმჯობესებლად (როგორცაა გადაცემის სიჩქარე, ხაზებში სიგნალების დამახინჯების შემთხვევების მინიმიზაცია, რომელიც მიიღწევა რეგენერაციის ადგილებს შორის მონაკვეთების გაზრდით დამახინჯებული სიგნალების აღსადგენად, სიგნალების გადაცემა-მიღების მეთოდებში ახალ-ახალი მიდგომების დანერგვა, ოპტიკურ ბოჭკოვანი კავშირის ხაზებში გადაცემული სიგნალების კონტროლი, სინქრონიზაციის მექანიზმების სრულყოფა (მეთოდების კომბინირება), გარე ხელისშემწელებისაგან დაცვა და ა.შ.).

ამჟამად შემუშავებულია და წარმატებით გამოიყენება ოპტიკურ – ბოჭკოვანი კავშირის ხაზებით მონაცემთა ციფრული გადაცემის სხვადასხვა მეთოდები. ეს გამოწვეულია იმით, რომ ბოლო პერიოდში შეიცვალა კომპიუტერული ქსელის თვით ტრაფიკის სახეც: გაიზარდა მოთხოვნილება ოპტიკურ – ბოჭკოვანი ხაზებით მულტიმედიაური პაკეტების-გამოსახულების (უძრავი-მოძრავი), ტექსტის (მათ შორის უამრავი გრაფიკული გამოსახულების თანხლებით), ხმის და ა.შ. კომბინირებულ გადაცემებზე (თანაც ხშირად მიმდინარე რეალურ დროში). ოპტიკურ – ბოჭკოვან ხაზებში გადაცემის მულტიპლექსირების ახალ-ახალი მეთოდების დანერგვა (ამ მხრივ გაჩნდა ახალი მეთოდები და მათი სარეალიზაციო პერსპექტიული ტექნოლოგიები მათ შორის PDH – TDV, SDH/SONET – WDM/DWDMT, ATM და სხვა). [45]

სიგნალების ეფექტური გადაცემებისათვის ბოლო პერიოდში შეიქმნა ბლოკების სახით მრავალდონიანი ხაზური სიგნალების გადაცემის ახალი ტექნოლოგიები 3B3B, 2B3B და ა.შ. ოპტიკურ – ბოჭკოვანი ხაზებისათვის. მიუხედავად ყოველივე ამგვარი მცდელობებისა პრობლემების გადაწყვეტა სრულად მაინც ვერ ხერხდება. ასეთ პრობლემებს მიეკუთვნება ისიც, რომ ადგილი აქვს კომპიუტერული ქსელის ხშირი გადატვირთვის შემთხვევებს (განსაკუთრებით, როგორც არაერთხელ ვახსენეთ, პაკეტების გადაცემისას ქსელის მუშაობის პიკური დატვირთვების დროს). პიკის საათებში ქსელის მუშაობის გადატვირთვული რეჟიმების წარმოქმნის დროს ჭარბი ტრაფიკის რეგულირების ეფექტური მეთოდებისა და საშუალებების დამუშავებას დიდი მნიშვნელობა ენიჭება. ამ კუთხით ძალზე აქტუალური და მიზანშეწონილია სპეცდანიშნულების ანალიზატორის შემუშავება და მისი გამოყენება, რომლებიც წინა პარაგრაფში მიმოხილული ანალიზატორებისაგან განსხვავებით ქსელში უფრო ოპტიმალურად განსაზღვრავენ ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების დროით მახასიათებლებს და სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძებს შორის დაარეგულირებენ პიკური დატვირთვების დროს მათ გადაცემებს უფრო ეფექტურად, ვიდრე ეს დღეს-დღეობით ხორციელდება. ეს ხელს შეუწყობს ერთის მხრივ პაკეტების დროითი შეყოვნებების შემცირებას კვანძის ინტერფეისებში და მეორე, რაც მთავარია, მთლიანობაში გაზრდის ქსელის წარმადობას. ამ კუთხით კარგი სამსახურის გაწევა შეუძლია ფუნქციონალურ ოპტოელექტრონიკას [49], რომლის შესაძლებლობებს ვიყენებთ წარმოდგენილ ნაშრომში.

2.3. ჭარბი პაკეტების ჯამური ხანგძლიობების განსაზღვრის ეფექტური საშუალებების შემუშავება და რეალიზაცია

ქსელური სისტემის მომსახურებისას ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების კონტროლისა და მათი გადაცემა-მიღების პროცედურების რეგულირების მეთოდების სარეალიზაციოდ დიდი მნიშვნელობა ენიჭება კომპიუტერული ქსელის საკომუტაციო კვანძების შესასვლელ ინტერფეისზე მათი დაყოვნების ჯამური დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრას,

ამიტომ წარმოდგენილ სადისერტაციო ნაშრომში შემოთავაზებულ ანალიზატორს უნდა გააჩნდეს რაღაც მექანიზმი, რომელიც ოპერატიულად გაზომავს თითოეული დაგროვილი ჭარბი პაკეტის ზომას (პაკეტის სიგრძეს), ანუ მის დროით ხანგრძლიობას რათა მომდევნო პარაგრაფში შემუშავებული მეთოდის თანახმად ჭარბი პაკეტების სიმრავლიდან გამოიყოს პაკეტი (პაკეტები), რომელსაც გააჩნია ამ პარამეტრის ყველაზე უმცირესი მნიშვნელობა. შემდგომ ეს მნიშვნელობა სპეციალიზატორში ასევე ოპერატიულად გამრავლდეს დაგროვილ სიმრავლეში შემავალი ჭარბი პაკეტების საერთო რაოდენობაზე და ნამრავლი შეიკრიბოს მის (ანალიზატორის) დამგროვებელ ამჯამაჟში კონტროლის სხვა წინა ციკლებში ანალოგიურად მიღებულ მნიშვნელობებთან. ეს საჭიროა ჭარბი პაკეტების ჯამური დროის ხანგრძლიობების განსაზღვრისათვის, რათა გამოითვალოს სატრანზიტო კომპუტატორში შიგა ბუფერულ ოპერატიულ მეხსიერებაში მეხსიერების საჭირო მოცულობები, ამასთან გამოითვალოს რამდენი ხნით უნდა იყვნენ დროებით შენახული სანამ არ გაივლის ქსელის ზემოთნახსენებ ამ სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძში ჭარბი დატვირთვის პიკური მომენტები.[57]

ყოველივე ზემოთქმული ოპერაციების სარეალიზაციოდ ამ ანალიზატორში საჭიროა მოწყობილობა (ჩვენს შემთხვევაში ოპტოელექტრონული მოწყობილობა) ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგრძლიობების ერთმანეთთან შესადარებლად. ამ პროცედურის (შედარების პროცედურის) შესრულების მიზნით აღნიშნულ პარაგრაფში შევიმუშაოთ ის პრინციპები (მეთოდები) და მათი რეალიზაციის საშუალებები, რომლებიც ოპერატიულად შეასრულებენ სიდიდების შედარების ამ ოპერაციას.

ანალიზატორში საჭიროა გვექონდეს მოწყობილობა, რომელიც შეადარებს მის შესასვლელზე მიწოდებულ და შემადარებელი მოწყობილობის რეგისტრებში (ოპტოელექტრონული ტიპის რეგისტრებში) შეტანილ დროითი ხანგრძლიობის ორ მნიშვნელობას (სიდიდეს). მას (შემადარებელ მოწყობილობას) უნდა შეეძლოს ამ სიდიდების შედარების შემდეგი 4 ვარიანტის რეალიზაცია:

1) როცა ორივე სიდიდე წინასწარ მოცემულია;

- 2) როცა პირველი სიდიდე გამოითვლება, ხოლო მეორე – მოცემულია წინასწარ;
- 3) როცა პირველი სიდიდე მოცემულია წინასწარ და მეორე – გამოითვლება;
- 4) როცა ორივე შესადარებელი სიდიდეები გამოითვლება.

ზემოთხამოთვლილ ნებისმიერ 1-4 შემთხვევაში შედარების ოპერაციის პრაქტიკული რეალიზაციის დროს შედარების მოწყობილობის შესასვლელზე მიეწოდება ორი სიდიდე (უფრო ზუსტად სიგნალების არსებობის დროის ორი ხანგძლიობა) და შედარების შემდეგ მოწყობილობის გამოსასვლელზე გაიცემა სიგნალი, რომელიც მიუთითებს მათ ტოლობას ან რომელიმე მათგანის მეტ-ნაკლებობას.

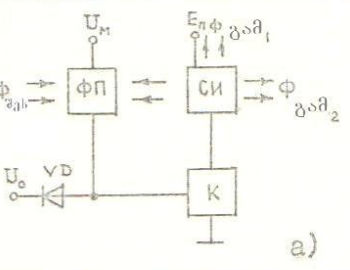
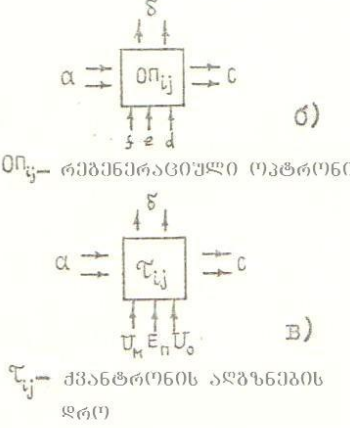
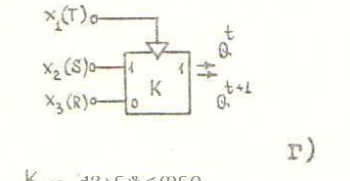
ამგვარად, შედარებისას ზოგად შემთხვევაში შესაძლებელია ორი სიტუაცია: 1) გამოსასვლელი სიგნალი გამომუშავდება ნებისმიერ შემთხვევაში იმის და მიუხედავად ეს სიდიდეები ტოლი არიან თუ არა და, თანაც ამ დროს არ გაითვალისწინება ამ შესადარებელ სიგნალებს (სიდიდეებს) შორის სხვაობა და 2) გამოსასვლელი სიგნალი გამომუშავდება შესასვლელი სიგნალების (სიდიდეების) ერთმანეთთან განსხვავების შემთხვევაში და მისი სიდიდე პროპორციულია სხვაობის ამსახველი სიდიდის. ამ ორი სიტუაციიდან განსაკუთრებულ ინტერესს წარმოადგენს, რა თქმა უნდა, შედარების მეორე შემთხვევა, რომელიც გვიჩვენებს არა მარტო ორ სიდიდეს შორის (ჩვენს შემთხვევაში პაკეტის დროით ხანგძლიობებს შორის) განსხვავების არსებობას, არამედ რა მნიშვნელობით (რა სიდიდით) განსხვავდებიან ისინი ერთმანეთისაგან და რომელი მათგანია ან მეტი, ან ნაკლები.

ანალიზატორის შემუშავებისას ძალზე დიდ მნიშვნელობას იძენს ის, თუ მისი შედარების მოწყობილობის ასაგებად რა ელემენტურ ბაზაზე ვაკეთებთ არჩევანს, რადგანაც ამ საკითხზეა დიდად დამოკიდებული სიგნალების რა ფორმას ავირჩევთ შესადარებელი სიდიდეების (ჩვენს შემთხვევაში დროითი ხანგძლიობების) წარმოდგენისათვის. თუ ჩვენ ანალიზატორისათვის შემადარებელი მოწყობილობის სარეალიზაციოდ ვირჩევთ ოპტოელექტრონულ ელემენტურ ბაზას, მაშინ შესადარებელი სიდიდეებიც წარმოდგენილი უნდა იქნეს ოპტიკური სახით, ვინაიდან საშუალება გვქვია ამ პროცედურის (ოპტიკურ-ბოჭკოვან

ხაზებში გამავალი პაკეტების, ან საკომუტაციო კვანძის შესასვლელ ინტერფეისებზე დაგროვილი დროითი ხანგძლიობების შესადარებლად) შესრულებისათვის გამოვიყენოთ მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდულები.

ამჟამად დამუშავებული და ლიტერატურაში კარგადაა გაშუქებული ასეთი მოდულებით რიცხვების წარმოდგენის ორი ფორმა, თანაც უშუალოდ ათობით თვლის სისტემაში [28]. ეს ფორმებია ერთეულოვან პოზიციური (ციფრების წარმოდგენის ე.წ. “ფარდული” ფორმა) და ერთეულოვან ნორმალური (ციფრების წარმოდგენის ე.წ. “მარკერული” ფორმა). თითოეული მოდული რომელიც იმახსოვრებს ათობით ციფრებს, შეიცავს ცხრა ოპტრონს 1-9 ციფრების წარმოსადგენად (ათობითი ციფრი 0 შეესაბამება მოდულში ყველა ოპტრონის ნულოვან (არააგზნებულ) მდგომარეობაში ყოფნას). ოპტიკური სახით ზემოთნახსენებულ ფორმაში ციფრების წარმოდგენა ოპტოელექტრონული ასეთი მოდულებით ძალზე მოსახერხებელია. მოდულების შემცველი ოპტოელექტრონული ელემენტების (ოპტრონების) “აგზნება-არააგზნება” მდგომარეობებში ყოფნა ასახავს წარმოსადგენ ათობით ციფრებს. თითოეული ოპტრონი მოდულში ფუნქციონირებისას მუშაობს რეგენერაციულ რეჟიმში (პოპულარულ ენაზე რომ ვთქვათ, ტრიგერულ რეჟიმში. “აგზნება” ნიშნავს “1” მდგომარეობაში ყოფნას, ხოლო “არააგზნება” – “0” მდგომარეობაში ყოფნას). [46] ასეთი ოპტრონების შემადგენლობა და სტრუქტურა აღნიშვნები მოცემულია სურ. 1-ში.

ასეთი ოპტრონები მოდულებში მრავალფუნქციონალურობის თვისებების მატარებელია, რომელიც გამოიხატება იმაში, რომ რეგენერაციულ რეჟიმში მომუშავე ოპტრონები, განლაგებული 9-9 (ცხრა-ცხრა) რაოდენობით ოპტოელექტრონულ რეგისტრებში თანრიგების (ათობითი) სახით, თითოეული მათგანი ერთდროულად ასრულებს 3 ფუნქციას: სიგნალების გარდამქმნელის, დამახსოვრების და ინდიკაციის ფუნქციებს (საჭიროების შემთხვევაში) სხვა დამატებითი ელემენტების გამოყენების გარეშე (ამაში მდგომარეობს გარკვეულწილად აღნიშნულ სადისერტაციო ნაშრომში ნახსენები ასეთი სახის ოპტოელექტრონული მოდულის მრავალფუნქციონალურობა).

№	სტრუქტურა (ა) და ძვანტრონის სქემური აღნიშვნები (ბ,ვ,რ)	ახსნა ბანმარტუბები
1	 <p style="text-align: right;">ა)</p>	<p>$\Phi_{\text{შპ}}, \Phi_{\text{გამ1}}, \Phi_{\text{გამ2}}$ - შემაჯავლი და გამომავალი სინათლის ნაკადები;</p> <p>$\Phi\Pi$ - ფოტომომღები; СИ - შუქმანათობელი;</p> <p>K - კომპუტორი (დენის გამაბლიერებელი), მომუშავე გადამრთველ რეჟიმში. ათანხმებს $\Phi\Pi$ და СИ ენერგეტიკულ მახასიათებლებს;</p> <p>VD - ნახევარგამტარული დიოდი;</p> <p>$\Phi\Pi$ - ფოტომომღები ორი შუქმგრძნობიარე ზედაპირით</p>
2	 <p style="text-align: right;">ბ) ვ)</p> <p>OP_{ij} - რეგენერაციული ოპტრონი</p> <p>R_{ij} - ძვანტრონის აღგზნების დრო</p>	<p>$\alpha = \Phi_{\text{შპ}}, \delta = \Phi_{\text{გამ1}}, c = \Phi_{\text{გამ2}}$ - შესაბამისად შესასვლელი და გამოსასვლელი სიგნალები;</p> <p>$z = U_M$ - მდგუღაციის ძაბვის შესასვლელი</p> <p>$U_M = U_3$ - განათების ძაბვა (ოპტრონის აღგზნების ძაბვა)</p> <p>$U_M = U_\phi$ - ფოქსაციის ძაბვა. $U_3 > U_\phi$.</p> <p>U_0 - განულებების ძაბვის შესასვლელი;</p> <p>E_n - ევების ძაბვის შესასვლელი.</p>
3	 <p style="text-align: right;">რ)</p> <p>K - ძვანტრონი</p>	<p>$X_1(t)$ - მმართველი ელექტრული შესასვლელი;</p> <p>$X_2(R)$ - მმართველი ოპტიკური შესასვლელი;</p> <p>$X_3(s)$ - ოპტიკური ნულთვანი შესასვლელი;</p> <p>Q^t - ქვანტრონის მდგომარეობა t დროის მომენტში;</p> <p>Q^{t+1} - ქვანტრონის მდგომარეობა $t+1$ დროის მომენტში;</p>

სურ. 1. ოპტრონების შემადგენლობა და სქემატური აღნიშვნები

ამგვარად, მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდული (მზომე) წარმოსადგენ რიცხვებს იმახსოვრებს ათობით თვლის სისტემაში. თუ გამოვიყენებთ სურ.1-ში ან ნახ.6-ზე ნაჩვენები ოპტრონების სქემატურ აღნიშვნებს, მოდულში (რომელიც მუშაობს ათობით თვლის სისტემაში) განლაგებული ოპტრონები ათობით ციფრებს ასახავენ შემდგენიარად: კვადრატებში გადახაზული “ჯვრები”

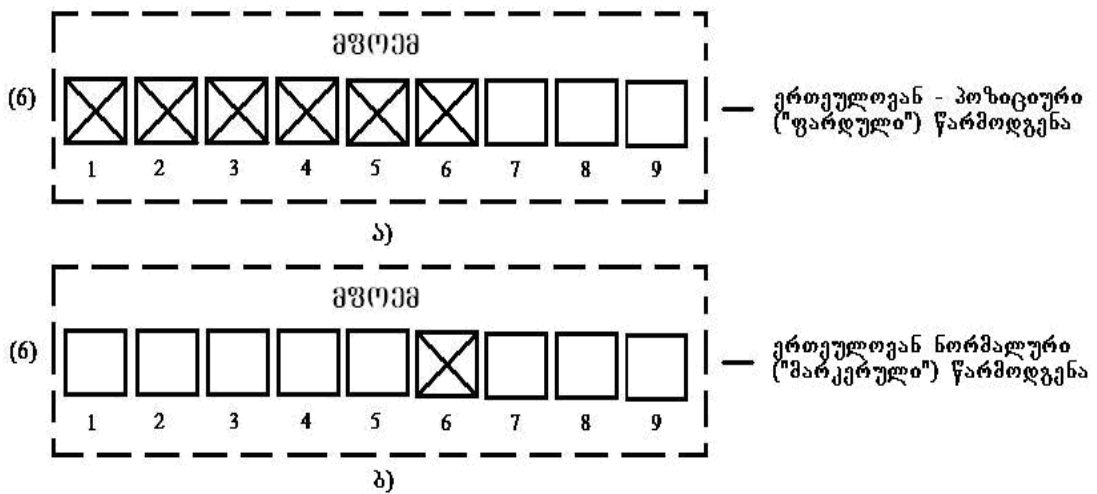
აღნიშნავენ ოპტრონებს “აგზნებულ” (ანუ როგორც ვთქვით, “1”-ის მდგომარეობაში მყოფ ოპტრონებს) ხოლო “ცარიელი” კვადრატები “არააგზნებულ” (ანუ “0”-ნულოვან მდგომარეობაში მყოფ ოპტრონებს).

ცხრილი 1. მზომე ფარდული რეჟიმი.

(მზომე ფარდული რეჟიმი)									
ციფრ- ები	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	0	0	0	0	0	0
2	1	1	0	0	0	0	0	0	0
3	1	1	1	0	0	0	0	0	0
4	1	1	1	1	0	0	0	0	0
5	1	1	1	1	1	0	0	0	0
6	1	1	1	1	1	1	0	0	0
7	1	1	1	1	1	1	1	0	0
8	1	1	1	1	1	1	1	1	0
9	1	1	1	1	1	1	1	1	1

ცხრილი 2. მზომე მარკერული რეჟიმი.

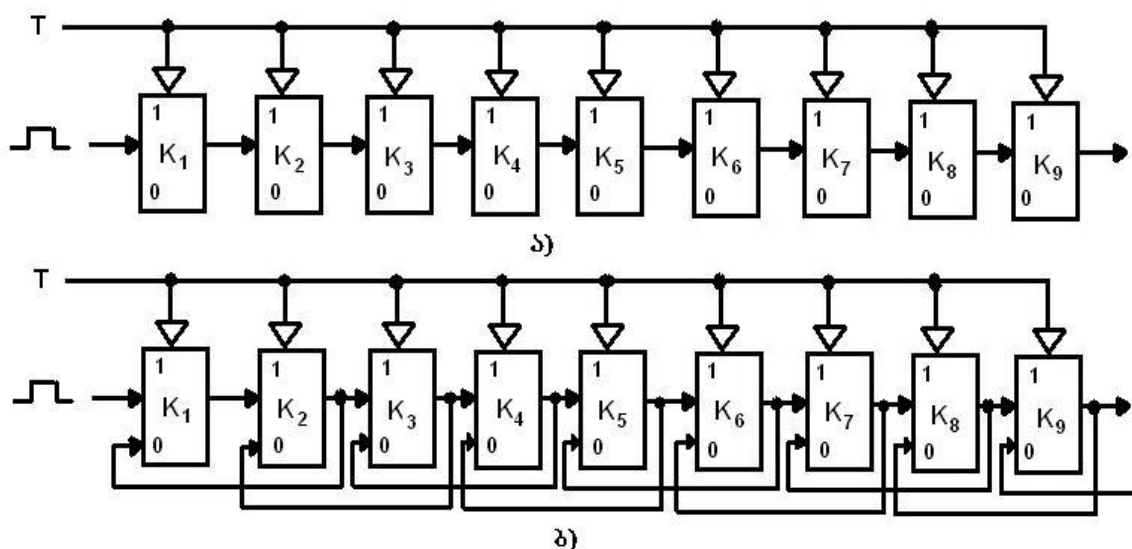
(მზომე მარკერული რეჟიმი)									
ციფრ- ები	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
1	1	0	0	0	0	0	0	0	0
2	0	1	0	0	0	0	0	0	0
3	0	0	1	0	0	0	0	0	0
4	0	0	0	1	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	1	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	1	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	1	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0	1	0
9	0	0	0	0	0	0	0	0	1



ნახ. 6. მრავალფუნქციონალურ ათობით ოპტოელექტრონულ მოდულებში ოპტონების განლაგება.

ადვილი შესამჩნევია, რომ ორივე შემთხვევაში (ნახ.6 ა,ბ) მრავალფუნქციონალურ ოპტოელექტრონულ მოდულში რეგისტრებად გაერთიანებული (განლაგებული ტრიგერების მსგავსად) ოპტონები ასახავენ ათობით ციფრს – “ნ”-ს. პირველ შემთხვევაში (ნახ.6 ა) ციფრი “ნ”- იანის წარმოსადგენად რეგისტრში (მფოემ-ში) “აგზნებულია” ნ-ივე ოპტონი (ციფრი “ნ” აითვლება მათი რაოდენობით), ხოლო დანარჩენი “3” – იმყოფება “არააგზნებულ” მდგომარეობაში (როგორც ზემოთ აღვნიშნეთ თუ რეგისტრებში ყველა ოპტონი იმყოფება “არააგზნებულ” მდგომარეობაში, მაშინ მფოემ –ები ასახავენ “0”-ებს). ათობითი ციფრების ასახვისას (ჩვენს მაგალითში “ნ”-იანის) მეორე შემთხვევაში “აგზნებულია” რეგისტრში რიგით მეექვსე (მე-6) ოპტონი, დანარჩენი “პასიურ” მდგომარეობაშია (მეექვსე ოპტონი წარმოადგენს ერთგვარ “მარკერს”, რომელიც მიუთითებს “ნ”-იანის არსებობას). ამგვარად, თუ გამოვიყენებთ ტრიგერისათვის დამახასიათებელი მდგომარეობების ამსახველ ტერმინებს, პირველ შემთხვევაში (ნახ.6 ა) ათობითი ციფრის “ნ”-იანის წარმოსადგენად ნ-ივე “ტრიგერი” იმყოფება “1”-ეულთან მდგომარეობაში, ხოლო დანარჩენი “0”-ვან მდგომარეობაში. მეორე მოდულში კი (ნახ.6. ბ) “1”-ულოვან მდგომარეობაში იმყოფება მხოლოდ რიგით მე-6 ელემენტი, დანარჩენი კი რჩებიან “0”-ოვან მდგომარეობაში.

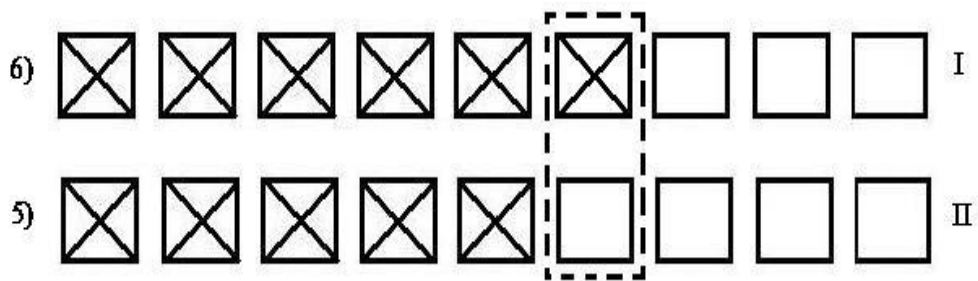
ზემოთნახსენებ “ფარდულ” და “მარკერულ” რეჟიმებში მომუშავე მრავალფუნქციონალურ ოპტოელექტრონულ მოდულებში არსებული ოპტრონები (ისინი [29]-ში მოხსენიებულია როგორც ქვანტრონები) ერთმანეთს შორის დაკავშირებული არიან შესაბამისად ნახ.6 ა) და ნახ.7. ბ)-ზე ნაჩვენები კავშირებით, ხოლო აღნიშნულ რეჟიმებში მათი ფუნქციონირების ჭეშმარიტობის ცხრილები მოცემულია შესაბამისად ცხრ.1 და ცხრ.2-ზე.



ნახ. 7. ოპტრონების განლაგება მრავალფუნქციონალურ მოდულში, რომლებიც მუშაობენ დროითი ხანგძლიობების “ფარდულ” რეჟიმში დამახსოვრებით (ა), “მარკერულ” რეჟიმში (ბ)

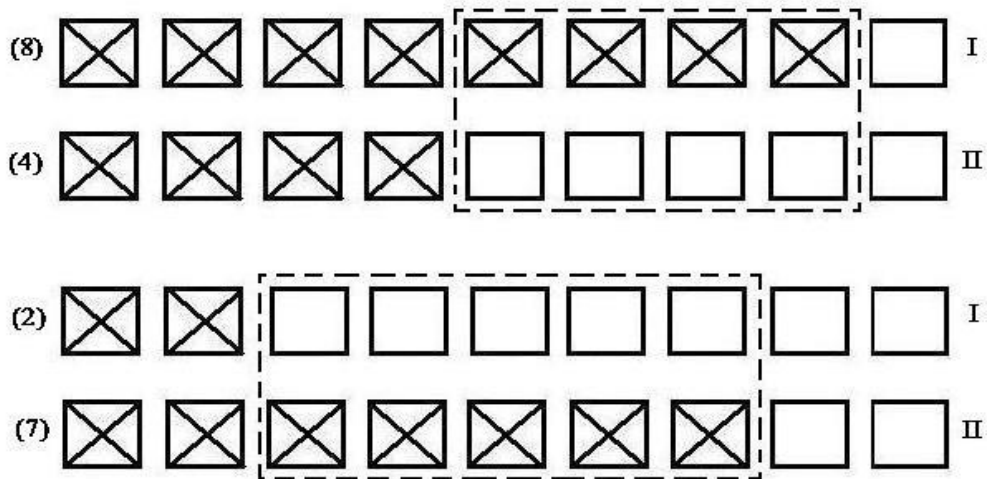
ახლა უშუალოდ გადავიდეთ სიდიდეების შედარების მეთოდზე მშ(ომ) – ის გამოყენებით. იმისათვის, რომ ანალიზატორის შედარების მოწყობილობამ განასხვავოს ერთმანეთისაგან ორი სიდიდე (ჩვენს შემთხვევაში დროის ორი ხანგძლიობა), რომლებიც ადექვატურია ორი ათობითი ციფრის (0-დან 9-მდე), საჭიროა უპირველეს ყოვლისა განისაზღვროს ზემოთ ნახსენები მშ(ომ) – ების თავისებურებები, რომლებიც დამახასიათებელია თითოეული სიდიდის წარმოდგენისათვის, ხოლო ამის შემდეგ შევიმუშაოთ მათი შედარების სარეალიზაციო სქემები. შედარების მაგალითის სადემონსტრაციოდ გამოვიყენოთ სიდიდეების (რიცხვების) წარმოდგენის ერთ – ერთი, მაგალითად, ერთეულოვან – პოზიციური (“ფარდული”) ფორმა (თუმცა იგივე წარმატებით შეიძლება გამოვიყენოთ მეორე – “მარკერული”

ფორმაც). ნახ. 8-ზე ნაჩვენებია ორი I, II მოდული (ორი მშომმ – ი). თითოეული მათგანი, როგორც აღვნიშნეთ, შეიცავს 9 რაოდენობის ოპტრონებს (ნახ. 7 ა), ბ)-ზე ისინი აღნიშნულია K_i ასოებით). როგორც ვხედავთ, პირველ მათგანზე (I-ზე) წარმოდგენილია ციფრი (სიდიდე) “6”, ხოლო (II-ზე) – “5”. პირველი შეხედვითაც ჩანს, რომ ეს ორი რიცხვი განსხვავდება “არააგზნებული” უჯრედების (რეგენერაციული “განათებული” ოპტრონების) თანამიმდევრობების სიგრძით, ანუ მოდულში მათი რაოდენობით. ეს არის სიდიდეების (ციფრების) წარმოდგენის ის განსაკუთრებულობა, რაზედაც საუბარი გვქონდა ზემოთ.



ნახ. 8. მოდულები

ნახ.8-ზე ნაჩვენები ციფრების (6,5) წარმოდგენის ამ განსაკუთრებულობას, ჩვენ გამოვიყენებთ მათ შესადარებლად. ამ ორი (I და II) მრავალფუნქციონალური ოპტოელექტრონული მოდულის (მშომმ) შემცველობების ერთმანეთთან შედარების დროს ყურადღება უნდა მივაქციოთ იმას, რომ ხუთი უჯრედი (ანუ ხუთი ოპტრონი) ორივე მოდულში “აგზნებულია”, ხოლო ოთხში – არაა “აგზნებული”. ამასთან მხოლოდ მეექვსე უჯრედებს აქვთ (ისინი ნახ. 8-ზე წყვეტილი ხაზებით არის შემოფარგლული) განსხვავებული მდგომარეობები (I-ში “აგზნებულია” ხოლო II-ში – არა). ცხადია, თუ ჩვენ შედარებისათვის ავიღებთ სხვადასხვა რიცხვებს, მათი წარმოდგენის განსაკუთრებულობა იგივე რჩება, ოღონდ განსხვავება იქნება “აგზნებული” უჯრედების (ოპტრონების) რაოდენობაში. ეს კარგად ჩანს ნახ. 9-ზე წარმოდგენილი მოდულების წყვილების სხვადასხვა ვარიანტებშიც.



ნახ 9. მოდულების წყვილების სხვადასხვა ვარიანტები

ამგვარად, რიცხვების წარმოდგენის ეს განსაკუთრებულობა შეიძლება გამოყენებული იქნეს კომპიუტერული ქსელის საკომუტაციო კვანძების შესასვლელ ინტერფეისებში დაგროვილი ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების (ქსელის გადატვირთვის შემთხვევებში პიკის საათებში მუშაობისას), დროითი ხანგძლიობების ამსახავი, სიდიდეების (რიცხვების) შედარებისათვისაც (კერძოდ, ორი პაკეტის დროითი ხანგძლიობების შესადარებლად).

ქსელურ ანალიზატორში დროითი ხანგძლიობების შედარების ეს პროცედურა შეიძლება რეალიზებული იქნეს ოპტოელექტრონულ ელემენტებზე აგებული მოწყობილობების გამოყენებით, რომლის გამოსასვლელზე სიგნალი (“1-ის” მნიშვნელობის) წარმოიქმნება ორი შესადარებელი პაკეტის დროითი ხანგძლიობების სხვა და სხვაობის დროს.

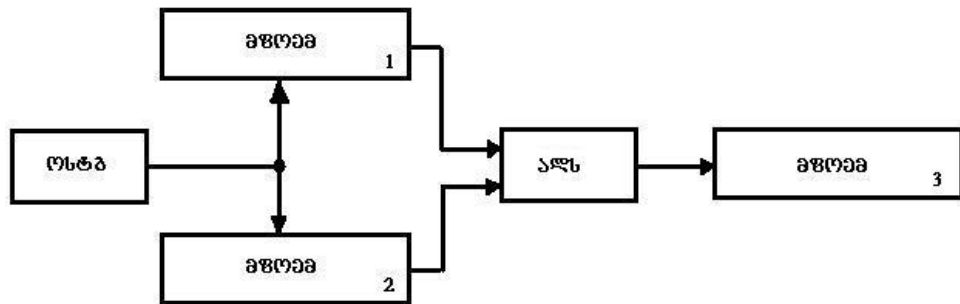
ცხრილი 3. ქსელურ ანალიზატორში დროითი ხანგძლიობების შედარების ცხრილი

X	Y	\bar{X}	\bar{Y}	$X\&\bar{Y}$	$\bar{X}\&Y$	Z	\bar{Z}
0	0	1	1	0	0	0	1
0	1	1	0	0	1	1	0
1	0	0	1	1	0	1	0
1	1	0	0	0	0	0	1

თუ გამოსასვლელ სიგნალს აღვნიშნავთ Z-ით ხოლო X და Y-ებით შესაბამისად პირველ და მეორე პაკეტის დროით ხანგძლიობებს, მაშინ ამ სიდიდეებს შორის დამოკიდებულებების ბულის ალგებრის ჭეშმარიტობის ცხრილს აქვს ცხრ. 3 სახე.

ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლივობების ერთმანეთთან შემაღარებელი ოპტოელექტრონული მოწყობილობა მათი სიდიდეების ტოლობაზე ან არატოლობაზე, სარეალიზაციოდ ძალზე ადვილი განსახორციელებელია და იგი ანალიზატორში ფუნქციონირებს ცხრ. 3-ში ნაჩვენები დამოკიდებულებების მიხედვით.

პაკეტების დროითი ხანგძლივობების შემაღარებელი მოწყობილობა, აგებული მრავალფუნქციონალურ ოპტოელექტრონულ მოდულებზე (მზომი), მუშაობს შემდეგი სტრუქტურული სქემის მიხედვით (ნახ. 10).

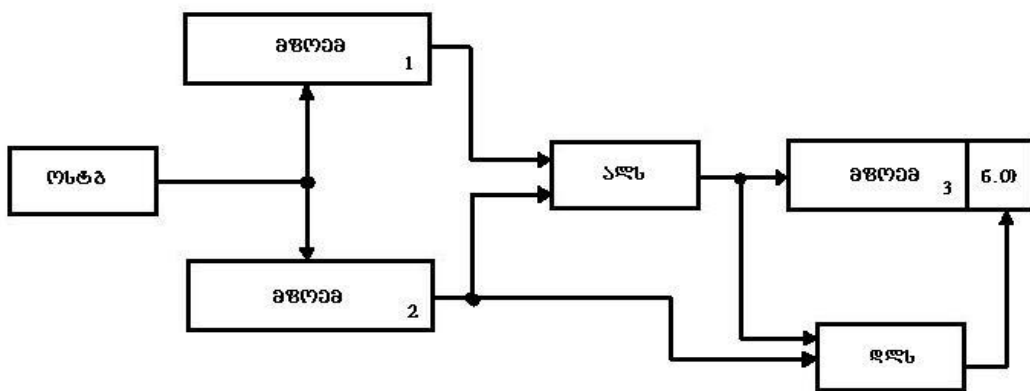


ნახ. 10. პაკეტების დროითი ხანგძლივობების შემაღარებელი მოწყობილობის სტრუქტურული სქემა.

იგი შედგება ორი მზომი-ისაგან სადაც ჩაიწერება პაკეტების ერთმანეთთან შესადარებელი დროითი ხანგძლივობები; ოტსგ – ოპტიკური ტაქტური სიგნალების გენერატორი, რომელიც აწარმოებს მზომი-ებში შემაგალი ერთსახელა თანრიგების შედარების სინქრონიზაციას, მზომი-1-ში და მზომი-2-ში შემაგალი თანრიგების შედარების, სიდიდეებს შორის არ დამთხვევის ლოგიკური სქემა აღს, რომელიც მუშაობს ჭეშმარიტობის ცხრ. 3-ის მიხედვით და მზომი-3-გან, რომელიც აფიქსირებს პაკეტების დროითი ხანგძლივობებს შორის სხვაობას (მასში “აღიგზნება” იმდენი რაოდენობის ოპტონები, რა

რაოდენობითაც განსხვავდებიან ერთმანეთისაგან შესადარებელი სიდიდეები).[30]

ზემოთხსენებულის გარდა ანალიზატორმა უნდა შეძლოს განსაზღვროს მფოემ₁ და მფოემ₂-ში ჩაწერილ რიცხვებს შორის რომელია მეტი ან ნაკლები და რა რაოდენობით. ამისათვის ნახ.10-ზე მოცემულ სტრუქტურაში უნდა მოვახდინოთ უმნიშვნელო ცვლილება, კერძოდ მფოემ₃-ში შევიტანოთ ნიშნის თანრიგიც ნო, ასევე დამატებითი ლოგიკური სქემა-სიდიდეებს შორის დამთხვევის სქემა დღს. შტრუქტურული სქემის აღნიშნული სახეცვლილება ნაჩვენებია ნახ.11-ზე.



ნახ. 11. პაკეტების დროითი ხანგძლიობების სხვაობის გამომთვლელი მოწყობილობის სტრუქტურული სქემა

აღნიშნული ნახ. 11. სქემის მიხედვით, თუ კი მფოემ₃-ის ნიშნის თანრიგი ნო “აგზნებულია” (ე.ი. ოპტრონი “განათებულია”), მაშინ ეს მიუთითებს იმაზე, რომ მფოემ₁-ში ჩაწერილი რიცხვი (პირველი პაკეტის დროითი ხანგძლიობა) ნაკლებია მფოემ₂-ში ჩაწერილ რიცხვზე (მეორე პაკეტის დროით ხანგძლიობაზე).

ანალიზატორში დროითი ხანგძლიობების შემადარებელი მოწყობილობის ზემოთგანხილული სქემების გარდა, შესაძლებელია სქემური გადაწყვეტების სხვა ვარიანტებიც. ასევე შესაძლებელია მრავალ-ფუნქციონალურ ოპტოელექტრონულ მოდულებში (მფოემ-ში სურ. 2 ა, ბ) გამოყენებული რეგენერაციულ (ტრიგერულ) რეჟიმში მომუშავე ოპტრონების (ქვანტრონების, რომლის სტრუქტურაც ნაჩვენებია ცხრ. 2.3.4 ა-ზე) პრინციპიული სარეალიზაციო სქემების სხვადასხვა

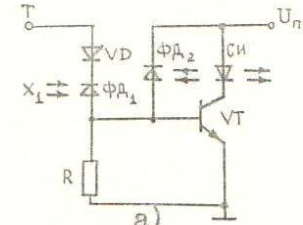
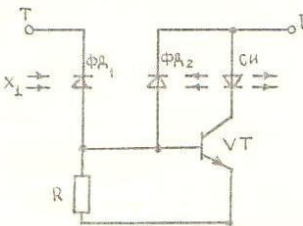
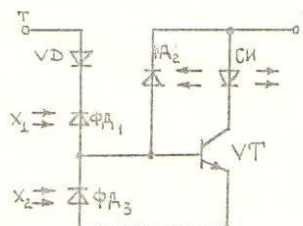
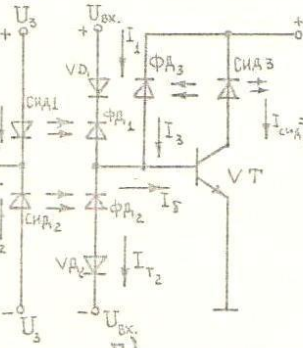
ვარიანტებიც. სქემური გადაწყვეტის ზოგიერთი ვარიანტი ნაჩვენებია სურ. 1-ზე [29].

ახლა უშუალოდ განვიხილოთ ქსელის კვანძებში დაგროვილი პაკეტების ჯამური დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრის საკითხები [12, 15].

კომპიუტერული ქსელის საინფორმაციო-სერვისული მომსახურების ფორმები და მასშტაბები განსაკუთრებით ბოლო წლებში საგრძნობლად გაიზარდა, რაც გამოწვეულია ქსელის მომხმარებელთა რაოდენობის არნახული ზრდითა (მაგალითად, ინტერნეტის დანერგვით ყველა ორგანიზაციასა და თითოეულ ოჯახებშიც კი) და ქსელის მიერ შემოთავაზებული სერვისების მრავალფეროვნებით. კომპიუტერულ ქსელში სერვისის მიმწოდებელ სერვერებზე ხშირი მიმართვები (როგორც აღვნიშნეთ, ამას ემატება ასეთი მიმართვების ტექნიკური შესაძლებლობების გაჩენა უშუალოდ მობილური ტელეფონებიდანაც, რომელთა რაოდენობა განისაზღვრება მილიონობით და შესაძლოა მილიარდობითაც), იწვევენ ქსელის ნორმალურ ფუნქციონირებაში გარკვეულ პრობლემებს, კერძოდ, გადატვირთვებს განსაკუთრებით ქსელის მუშაობის პიკის საათებში. ეს პრობლემები წარმოიქმნება ძირითადად იმის გამო, რომ გადაცემული პაკეტების რაოდენობა ქსელის სერვერებისაკენ (აბონენტთა, ანუ კლიენტთა მხრიდან განაცხადების (მოთხოვნების) შემცველი პაკეტების გადაცემისას და უკუმიმართულებით, ე.ი. ქსელის სერვერებიდან მომხმარებლებისაკენ პასუხების შემცველი პაკეტების დაბრუნებისას), სატრანზიტო (შუალედური) კომუტატორების შესასვლელ ინტერფეისებში ადგილი აქვს ჭარბი პაკეტების დაგროვებას, ანუ სხვა სიტყვებით, ასეთი პაკეტების გადაცემის დროით შეყოვნებას. ეს უკანასკნელი მოვლენა საჭიროებს ამ ჭარბი პაკეტების დროებით (თუნდაც მცირე ხნით იმისათვის, რომ ისინი არ დამახინჯდნენ ან რაც უარესია, არ დაიკარგონ) განთავსებას სატრანზიტო კვანძის (კვანძების) საკომუტაციო მოწყობილობის ბუფერულ მეხსიერებაში.

ცნობილია, რომ ამჟამად კომპიუტერული ქსელების საკომუტაციო კვანძებში გამოიყენება სხვადასხვა მწარმოებელი ფირმების მიერ დამზადებული კომუტატორები, რომლებიც განსხვავდებიან

ერთმანეთისაგან მათი სწრაფქმედებით, წარმადობითა და შეზღუდული ბუფერული მეხსიერების მოცულობით (ისინი გამოიყენება ჭარბი პაკეტების სატრანზიტო კვანძებში დროებითი განთავსების მიზნით).

№	მუშაობის რეჟიმი	პრინციპიალური სქემა	ახსნა განმარტკვპვი
I	2	3	4
I	ზარღული	 <p style="text-align: center;">ა.)</p>	<p>VT - ფოტოტრანზისტორი;</p> <p>ΦA₁ΦA₂ - ფოტოდiodი;</p> <p>CH - შუქგამომსხვებელი (შუქდიოდ);</p> <p>VD - ნახევარგამტარული დიოდ.</p>
2	მარკერული	 <p style="text-align: center;">ბ.)</p>	<p>R - აქტიური დატვირთვა;</p> <p>U_π - კვების ძაბვა;</p> <p>T - მმართველი შესასვლელი.</p>
3	მარკერული	 <p style="text-align: center;">ბ.)</p>	<p>ΦA₃ - ფოტოდiodი;</p> <p>X₂ - განულებების ოპტიკური შესასვლელი.</p>
4	ზარღული	 <p style="text-align: center;">ბ.)</p>	<p>I_{снA₁} - შუქმანათობელ დიოდებში გამავალი დენები;</p> <p>I_к - კოლექტორის დენი VT.</p>

სურ. 2. რეგენერაციულ რეჟიმში მომუშავე ოპტრონების პრინციპიალური სარეალიზაციო სქემა

აქედან გამომდინარე როგორც წინა პარაგრაფში აღვნიშნეთ, ძალზე საჭიროა ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების ოპერატიული განსაზღვრა, რათა გამოითვალოს მიმდინარე დროით მომენტებში რამდენ ჯამურ ხანგძლიობას მოითხოვენ ისინი კვანძის ოპერატიული ბუფერული მეხსიერების ცალკეულ სეგმენტებში მათი დროებითი განთავსების მიზნით და ამასთან ერთად განისაზღვროს ასეთი მეხსიერების რა მოცულობაა საჭირო ამისათვის, რათა, როგორც არაერთხელ აღვნიშნეთ, ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტები არ დაიკარგონ ქსელის მუშაობის პიკური დატვირთვების დროს.

ზემოთაღნიშნული ასეთი პრობლემების სიმძაფრიდან გამომდინარე, მათ გადასაწყვეტად ძალზე მნიშვნელოვანია შემუშავდეს და გამოყენებული იქნეს სპეციალური (ჩვენს შემთხვევაში ოპტოელექტრონულ პრინციპებზე და ელემენტურ ბაზაზე აგებული) აპარატურულ-პროგრამული საშუალება – ქსელური სპეცანალიზატორი, რომელიც სატრანზიტო მონაკვეთებზე ასეთი ჭარბი პაკეტების გავლის დროს სწრაფად გააკონტროლებს ზემოთხსენებულ სიტუაციებს და ხელს შეუწყობს ქსელში “მტკიცეული ადგილების” დროულ აღმოფხვრას, თუ კვლავ დავაკონკრეტებთ, ხელს შეუშლის დაგროვილი ჭარბი პაკეტების ერთმანეთთან კოლიზიებს, დაკარგვას ან კომპიუტერული ქსელის მუშაობის პიკის საათებში მომხმარებლებამდე მათ მიტანას (გაგზავნილი პაკეტის მიმღებამდე ჩაბარებას) დაგვიანებით.

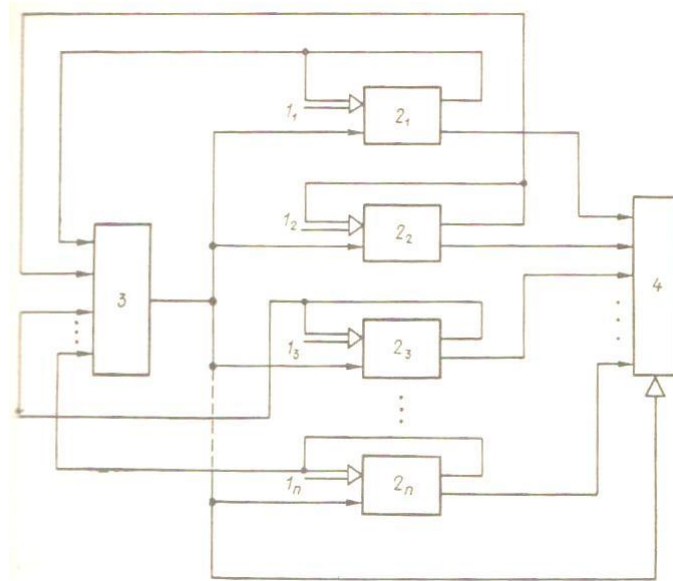
აღნიშნულ პარაგრაფში შევეცადოთ დავამუშაოთ სპეცდანიშნულების ანალიზატორის დახმარებით ეფექტური მეთოდი, რომელიც განსაზღვრავს კავშირის ოპტიკურბოჭკოვანი საკომუტაციო ხაზების ინტერფეისებში ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების შეყვანების ჯამურ დროით ხანგძლიობას. შემუშავებული ეს მეთოდი საფუძვლად უდევს ზემოთხსენებული დანიშნულების ანალიზატორის ფუნქციონირებას. მათი (სპეცანალიზატორების) გამოყენება მნიშვნელოვნად ხელს შეუწყობს ქსელის ფუნქციონირების საიმედოობის გაზრდას ჰოსტის მუშა სადგურებს შორის მაღალინტენსიური ტრაფიკის გადაცემების დროს. სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძების შესასვლელ პორტებში ქსელური ანალიზატორის ჭარბი პაკეტების დაყვანების ჯამური დროითი ხანგძლიობის განსაზღვრის მეთოდის თეორიული არსი

მდგომარეობს შემდეგში. კომპუტატორის შემავალ პორტებში (უფრო ზუსტად ოპტიკურ-ბოჭკოვანი ხაზების ინტერფეისში, რომელიც აკავშირებს ამ ხაზებში გამავალ არხებს საკომუტაციო კვანძის პროცესორებთან) დაგროვილი ჭარბი პაკეტების სიმრავლიდან ანალიზატორის პროცესორის მიერ შეირჩევა ისეთი პაკეტი, რომელსაც სხვა პაკეტებთან შედარებით გააჩნია ყველაზე მცირე ზომა, ანუ რომელსაც გააჩნია კომპუტატორის გამოსასვლელ პორტზე გაცემისათვის ყველაზე მცირე დროითი ხანგძლიობა (პაკეტების დროითი ხანგძლიობების განსაზღვრისა და მათი ერთმანეთთან შედარების მეთოდები და საშუალებები დამუშავებულია ზემოთ). პაკეტის ეს ხანგძლიობა (აღვნიშნოთ იგი xt -თი, სადაც x – 0-ისაგან განსხვავებული ნებისმიერი დადებითი რიცხვია) ანალიზატორის სამრავლ მოწყობილობაში (მათი აგების მეთოდის ერთ-ერთი ვარიანტი ნაჩვენებია ზემოთ) მრავლდება ინტერფეისში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების საერთო რაოდენობაზე (რიცხვზე), რომელთა გაანალიზებაც სწარმოებს შემოწმების მოცემულ ეტაპზე. გამრავლების შედეგად მიღებული ნამრავლი პირველი შესაკრების სახით შეიტანება ანალიზატორის ოპერაციული მოწყობილობის დროითი ხანგძლიობების დამგროვებელ ოპტოელექტრონულ ამჯამავში. ამის შემდეგ სიმრავლიდან გამორჩეული პაკეტის ეს მინიმალური მნიშვნელობა, ე.ი. $xt=x_{mint}$ გამოაკლდება გასაანალიზებელ სიმრავლეში შემავალ თითოეულ პაკეტს და განისაზღვრება მათგან დარჩენილი მიმდინარე ნაშთები. (ეს მინიმალური ხანგძლიობა პარალელურ რეჟიმში “ჩამოეჭრება” ყველა გასაანალიზებელი პაკეტების დროით ხანგძლიობებს) ცხადია, გამოკლების ოპერაციის შემდეგ იმ პაკეტებს, რომლებსაც გააჩნიათ მინიმალური ხანგძლიობა $xt=x_{mint}$ რჩებათ 0-ვანი მნიშვნელობის ნაშთები. გამოკლების, ანუ მინიმალური ხანგძლიობების “ჩამოჭრის”, პროცედურის ჩატარებით, ცხადია, ასევე მცირდება საკომუტაციო კვანძის შემავალ პორტებზე დაგროვილი და გასაანალიზებელი ჭარბი პაკეტების რაოდენობაც. ანალიზატორის ფუნქციონირების მომდევნო ციკლში, რომელშიც ფორმირდება ახალი სიმრავლე, გამოკლების (“ჩამოჭრის”) შემდეგ შეიქმნება ნაშთების ახალი სიმრავლე, რომელთაგან კვლავ მოიძებნება მორიგი პაკეტი (ან პაკეტები),

რომელსაც დარჩენილი ნაშთების სიმრავლიდან ექნება ისევ ყველაზე მცირე $x_t = x_{min}t$ დროითი ხანგძლიობა და ზემოთხსენებული პროცედურები გრძელდება, ე.ი. ისინი იტერაციულად სრულდება მანამდე, სანამ არ დარჩება ბოლო ნაშთი (დანარჩენის მნიშვნელობები ცხადია, ყველა ხდება 0-ები), რომლის მნიშვნელობა (ფაქტიურად ეს მნიშვნელობა მიიღება ბოლო ნაშთის გამრავლებით პაკეტების დარჩენილ სიმრავლეზე, ე.ი. სიმბოლურად მრავლდება 1-ზე) ბოლო შესაკრების სახით დაემატება ანალიზატორების ოპერაციული მოწყობილობის დამგრობებელ ამჯამავს. ამგვარი იტერაციების ბოლო ციკლის დამთავრებისთანავე დამგროვებლის გამოსასვლელზე ფორმირდება სიდიდე (რიცხვი), რომელიც ასახავს სატრანზიტო კვანძის ოპტიკურ-ბოჭკოვანი ხაზის ინტერფეისის შესასვლელზე მიწოდებული (დაგროვილი) ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების ჯამურ მნიშვნელობას, რის შემდეგაც ანალიზატორი აგრძელებს ჭარბი პაკეტების გადაცემების მართვის შემდგომ ოპერაციებს.

ამგვარად, ამ სიდიდით (ჯამური ხანგძლიობის მნიშვნელობით) ანალიზატორი ადგენს პაკეტების შეყოვნების ჯამურ დროს, ე.ი. დროის რა ხნის განმავლობაში უნდა იქნენ ჭარბი პაკეტები მოთავსებული კომუტატორის ბუფერულ მეხსიერებაში (ამასთან მეხსიერების რა მოცულობას დაიკავენ ამ მომენტში ჭარბი პაკეტები), სანამ “არ ჩაცხრება” (არ შემცირდება) კომპიუტერულ ქსელში პიკური დატვირთვა, რის შემდეგაც “გასუფთავდება” ეს ბუფერული მეხსიერება და ანალიზატორის მიერ მომზადდება მორიგი ჭარბი პაკეტების დროებით შესანახად (საჭიროების შემთხვევაში).

ტექნიკურად შესაძლებელია რეალიზებული იქნეს ანალიზატორში შემავალი ჭარბი პაკეტების ჯამური ხანგძლიობების გამოთვლის სხვადასხვა სტრუქტურული გადაწყვეტები (მათ შორის დანქარებული მოქმედების). მათგან ყველაზე ეფექტურია ანალიზატორის შესაბამისი ბლოკის აგება ოპტოელექტრონულ პრინციპებზე და საშუალებებზე, რომელთა სარეალიზაციო ერთ-ერთი სტრუქტურული ვარიანტი მოცემულია ნახ.12-ზე. სადაც შემოდებულია შემდეგი აღნიშვნები:



ნახ. 12. სიდიდეთა პარალელური შეკრების ხერხის სტრუქტურული სქემა

$1_1, 1_2, 1_3, \dots, 1_n$ – მოწყობილობის შესასვლელები, სადაც მიეწოდება შეკრებისათვის საწყისი მნიშვნელობები, ჩვენს შემთხვევაში ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობები წინასწარ გარდაქმნილი დისკრეტულ (ათობით, ციფრულ) ფორმაში;

$2_1, 2_2, 2_3, \dots, 2_n$ – ბლოკები, რომლებიც ახდენენ პაკეტების დროითი ხანგძლიობებიდან უმცირესი დროითი ხანგძლიობების გამოკლებას; 3 – გამოკლების ოპერაციის შემდეგ დარჩენილი ნაშთების მაფორმირებელი ბლოკი; 4 – დამგოვებელი ამჯამავის ბლოკი.

აღნიშნული მოწყობილობის დახმარებით სიდიდეების (ათობითი ციფრებით გამოხატული დროითი ხანგძლიობების) პარალელური შეკრების ხერხი მდგომარეობს შემდეგში: მოწყობილობის $1_1, 1_2, 1_3, \dots, 1_n$ – შესასვლელებზე მიეწოდება n რაოდენობის ნებისმიერი სიდიდე (როგორც აღნიშნეთ ათობითი ციფრებით გამოხატული პაკეტების დროითი ხანგძლიობები, რომლებიც ქმნიან შეკრებისათვის საწყის მნიშვნელობებს). შეკრება სწარმოებს m რაოდენობის მოქმედებების განმავლობაში. შეკრების პირველ მოქმედებაში $2_1, 2_2, 2_3, \dots, 2_n$ – ბლოკებში თითოეული საწყისი სიდიდიდან გამოაკლდება 0, რომელიც მიეწოდება საერთო ნაწილების გამომყოფი (საერთო ნაწილების მაფორმირებელი) ბლოკიდან 3. მიღებული სხვაობები (მოცემულ

შემთხვევაში საწყისი სიდიდეები, ვინაიდან 0-ის გამოკლება არაფერს ცვლის), რომლებიც პარალელურად მიწოდებიან ბლოკ 4-ის n შესასვლელებში, ქმნიან n – ჯერად საერთო ნაწილს, რომელიც ფორმირდება ბლოკში 3. ეს საერთო ნაწილი ტოლია უმცირესის საწყისი ნიშნადი სიდიდეები-დან. მეორე მოქმედებაში ბლოკებში $2_1, 2_2, 2_3, \dots, 2_n$ – ფორმირდება სხვაობები იმავე ბლოკებიდან მიწოდებულ საწყის სიდიდეებსა და საერთო ნაწილს შორის, რომელიც წარმოიქმნება პირველ მოქმედებაში. საერთო ნაწილი მეორე მოქმედებისა, ისევე როგორც პირველ მოქმედებაში, ფორმირდება ბლოკში 3 და $(n-p_1)$ – ჯერადი ზომით დაგროვდება ბლოკ 4-ში, ე.ი. დაემატება პირველი მოქმედების n – ჯერად საერთო ნაწილს, სადაც p_1 – პირველი მოქმედების ყველაზე უმცირესი ერთნაირი სიდიდეებია. ამავე დროს მეორე მოქმედების საერთო ნაწილი, აკლდება რა ამ მოქმედების სხვაობებიდან, $2_1, 2_2, 2_3, \dots, 2_n$ – ბლოკებიდან ქმნიან საწყის სიდიდეებს მე-3 მოქმედებისათვის, რომლითაც იწყება მორიგი ციკლი.[57,59]

ზოგად შემთხვევაში თითოეულ j -ურ მოქმედებაში წინა $n - \sum_0^{i-2} P_k$ ($i=\overline{2,m}$) სხვაობებიდან ბლოკებში $2_1, 2_2, 2_3, \dots, 2_n$ – ფორმირდება $n - \sum_0^{i-1} P_k$ სხვაობები (აქტიურად საწყისი სიდიდეები მოცემული მოქმედებისათვის), რომელიც ახდენს პარალელურ ზემოქმედებას $n - \sum_0^{j-1} P_k$ შესასვლელებით ბლოკზე 4, სადაც P_k – k -ური მოქმედების ($K=\overline{1,m}$) უმცირესი ერთნაირი სიდიდეების რიცხვია; $P_0=0$. j -ური მოქმედების საერთო ნაწილი ფორმირდება ბლოკში 3, სადაც სწარმოებს $[n - \sum_0^{i-1} P_k]$ სხვაობებიდან ნიშნადი საერთო ნაწილის გამოყოფა (ნიშნადი ნიშნავს, რომ იგი უნდა განსხვავდებოდეს 0-ოვანი მნიშვნელობისაგან), ხოლო ბლოკში 4 (დამგროვებელ ამჯამავში) ბლოკი 3-დან ზემოქმედებით სწარმოებს $[n - \sum_0^{i-1} P_k]$ – ჯერადი საერთო

ნაწილის, რომელიც დაგროვდება (მიემატება) წინა მოქმედებებში მიღებულ n -ჯერად, $(n-P_1)$ – ჯერად, . . . , $n - \sum_0^{i-2} P_k$ ($i=\overline{2,m}$) – ჯერად საერთო ნაწილებს. ბოლო m -ურ მოქმედებაში ბლოკ 4-ში ფორმირდება საბოლოო რეზულტატი (ჯამი) ადრე დაგროვილი ჯერადების ჯამზე ($n - \sum_0^{m-1} P_k$) საერთო ნაწილს, რომელიც ფორმირებულია როგორც სხვაობა $(m-1)$ – ური მოქმედების ყველაზე დიდ სიდიდესა და იმავე მოქმედების საერთო ნაწილს შორის. აღნიშნული პრინციპით რეალიზაციის დროს ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობები, შესაბამისად ასახული ათობითი ციფრებით: 11, 3, 3, 5, 5, 5, 8, 15, მიეწოდება პარალელურად $1_1, 1_2, 1_3, 1_4, 1_5, 1_6, 1_7, 1_8$ შესასვლელებზე, რომლებიც მთლიანობაში ქმნიან შეკრებისათვის საწყის რიცხვებს, ხოლო დამგროვებელი ამჯამავის (ბლოკი 4) – ის გამოსასვლელზე ფორმირდება ჭარბი პაკეტის ჯამური დროითი ხანგძლიობა.

ამგვარად, სპეცანალიზატორის ზემოთ განხილულ პაკეტების ჯამური ხანგძლიობების გამომთვლელ მოწყობილობაში გამოიყენება ოპტრონებზე აგებული რეგისტრები წინა, პარაგრაფებში განხილული მოქმედებების (როგორცაა ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების გაზომვა, მათი ერთმანეთთან შედარება და უმცირესი ხანგძლიობის პაკეტის გამოყოფა შესაკრებების სიმრავლიდან, გამრავლება, გამოკლება, დაგროვება (ამჯამავში) და ა.შ) სარეალიზაციოდ.

აღნიშნული მოწყობილობა (ნახ.12) გამოირჩევა იმით, რომ პაკეტების დროითი ხანგძლიობების ამსახველი სიდიდეები შეიძლება მოცემული იქნეს უწყვეტი ან დისკრეტული ფორმებით (დროითი ხანგძლიობის ციფრულ (დისკრეტულ) ფორმაში გარდაქმნას ანხორციელებს წარმოდგენილი ნაშრომში განხილული ოპტოელექტრონული მოწყობილობები).[45,46]

ასეთი ანალიზატორის ოპერაციული სისტემის აპარატურული ნაწილი შეიცავს ოპტოელექტრონულ ბლოკებს RS_1, RS_2, \dots, RS_n , სადაც რეგისტრების ოპტრონებით ფიქსირდება ჭარბი პაკეტების ყველა პარამეტრიც, რომლებსაც გააჩნიათ დროის ხანგძლიობის სხვადასხვა მნიშვნელობები. ჭარბი პაკეტების საწყისი სიმრავლის დროითი

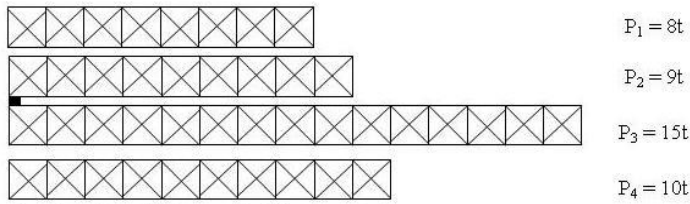
ხანგძლიობების სიდიდეები აისახება RS_1 ბლოკის ოპტოელექტრონულ რეგისტრებზე. აღნიშნოთ ისინი შესაბამისად $RS_{11}, RS_{12}, \dots, RS_{1n}$, რეგისტრებად. შემუშავებული შედარების მეთოდით ანალიზატორის ოპტოელექტრონული პროცესორის მიერ შეირჩევა პაკეტი, რომელსაც გააჩნია ყველაზე მოკლე ხანგძლიობა. სამრავლ მოწყობილობაში ეს მნიშვნელობა, ე.ი. უმცირესი ხანგძლიობის მნიშვნელობა, მრავლდება კომპუტატორის შესასვლელ ინტერფეისზე დაგროვილი პაკეტების საერთო რაოდენობაზე, რომლებიც შედიან სიმრავლეში (და იგი დაფიქსირებულია RS_1 ბლოკში). მიღებული ნამრავლის მნიშვნელობა პირველი შესაკრების სახით მიეწოდება ამ ანალიზატორის დროითი ხანგძლიობების დამგროვებელ (შემკრებ) ოპტოელექტრონულ ამჯამავს. ამ პროცედურებით მთავრდება იტერაციის პირველი ციკლი.

პროცედურების მეორე ციკლის საწარმოებლად ფორმირდება RS_2 ბლოკის შემცველობა (ნახ. 13). ამ მიზნისათვის ის პაკეტები, რომლებსაც გააჩნიათ უმცირესი ხანგძლიობა, “ჩამოეჭრება” RS_1 ბლოკის პაკეტების სიმრავლეს, ე.ი. ფაქტიურად სწარმოებს ხანგძლიობების გამოკლების ოპერაცია (გრაფიკულად ისინი “ჩამოიჭრებიან” ისე, როგორც ეს ნაჩვენებია ნახ.13-ზე ნაჩვენებ მაგალითზე). “ჩამოჭრის” შემდეგ დარჩენილი პაკეტების დროითი ხანგძლიობები RS_1 ბლოკიდან, გადაიწერება RS_2 ბლოკში, ე.ი. ფორმირდება პაკეტების ახალი სიმრავლე. ამ პაკეტების ხანგძლიობები ფიქსირდება ამ ბლოკში შემავალი ოპტოელექტრონული $RS_{21}, RS_{22}, \dots, RS_{2n}$, რეგისტრებით. ბუნებრივია, “ჩამოჭრის” შედეგად (ფაქტიურად ხანგძლიობების გამოკლების შედეგად), პაკეტების რაოდენობა, რომლებიც იმყოფებოდნენ პირველ RS_1 ბლოკში, შემცირდება. შედეგად RS_2 ბლოკში დარჩება ცარიელი ადგილები (ნახ.13-ზე ისინი ნაჩვენებია 0-ებით). შემდეგ, იტერაციის მეორე ციკლში ყველა ზემოთხსენებული პროცედურები მეორდება, ე.ი. პაკეტების ახალი სიმრავლიდან მეორე RS_2 ბლოკში ანალიზატორის პროცესორის მიერ კვლავ შეირჩევა ისეთი ჭარბი პაკეტი (პაკეტები), რომელსაც ამ ახალ სიმრავლეში გააჩნია ყველაზე მოკლე ზომა, ანუ არსებულთაგან ყველაზე უმცირესი დროითი ხანგძლიობა. ეს მნიშვნელობა მრავლდება RS_2 ბლოკში არსებული

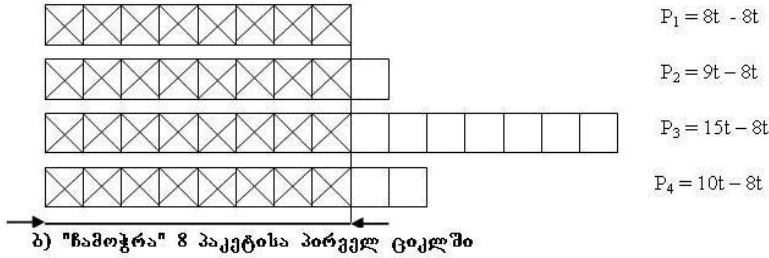
პაკეტების საერთო რაოდენობაზე და მიღებული ნამრავლი მეორე შესაკრების სახით დაემატება დამგროვებელ ამჯამავეში მყოფ რიცხვს და ა.შ. მსგავსი იტერაციები, უფრო ზუსტად შემდგომი იტერაციების პროცედურები (ზემოთ ეს პროცედურები ნახსენები იყო როგორც მოქმედებები) გრძელდება მანამდე, სანამ არ დაფიქსირდება ბოლო ჭარბი პაკეტი (RS_n ბლოკში), რომლის ხანგრძლიობის აღმნიშვნელი სიდიდე მრავლდება RS_n ბლოკში დარჩენილი პაკეტების რაოდენობაზე, ე.ი. მრავლდება (სიმბოლურად) 1-ზე და ბოლო შესაკრების სახით დაემატება გასაანალიზებელი პაკეტების დროითი ხანგრძლიობების დამგროვებელში არსებულ ბოლო ჯამს. მიღებული სიდიდე (ე.ი. საბოლოო ჯამი) ამ დამგროვებელი ამჯამავეს გამოსასვლელზე უჩვენებს ყველა იმ ჭარბი პაკეტების ჯამურ ხანგრძლიობას, რომლებიც კი დაგროვილი იყო სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის შესასვლელ ინტერფეისზე და ამ მნიშვნელობის (სიდიდის) გათვალისწინებით ქსელური ანალიზატორი აწარმოებს ჭარბი ტრაფიკის მართვის (ე.ი. ჭარბი პაკეტების კომუტატორის ბუფერულ მექანიზმებში განთავსებისა და მათი გადაცემების მართვის შემდეგ ოპერაციებს). პირველ რიგში ანალიზატორი განსაზღვრავს ბუფერული მექანიზმების შესაბამის (საჭირო) მოცულობას ასეთი პაკეტების განთავსებისათვის, რომლებიც კი დაგროვდა პიკური დროის მომენტებში და მათგან ოპტიმალურად აფორმირებს (ე.ი. ბუფერში მოთავსებული [12,20] პაკეტებისაგან) მართვად რიგებს კომუტატორიდან მათ გასაცემად გამოსასვლელ პორტებზე სხვადასხვა პრიორიტეტული კოეფიციენტების მხედველობაში მიღებით. აღნიშნული პრიორიტეტული კოეფიციენტების ციკლური გამოკითხვის შედეგად დგინდება იმ პაკეტების რიგითობა, რომლებიც თანამიმდევრობით უნდა გაიცნენ სატრანზიტო კვანძის გამოსასვლელი ინტერფეისით გამოსასვლელ პორტებთან მიერთებულ ოპტიკურ-ბოჭკოვანი არხებით ჰოსტის კომპიუტერზე ან სხვა სატრანზიტო კვანძებთან დასაკავშირებლად.

განხილული ოპტოელექტრონული ანალიზატორის მუშაობის ილუსტრაცია ნაჩვენებია ნახ.13-ზე და ნახ.13-ზე. მისი მუშაობა ავსნათ უფრო დეტალურად შემდეგ კონკრეტულ მაგალითზე.

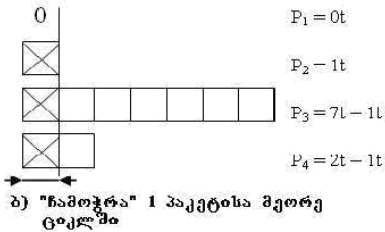
დაუშვათ, რომ სატრანზიტო კომუტატორის შემავალ პორტებზე დროის რაღაც პიკურ მომენტში მიეწოდა (დაგროვდა) 4 ჭარბი პაკეტი. თვალსაჩინოებისათვის ამ მაგალითში შერჩეულია მხოლოდ 4 პაკეტი, რომლებსაც გააჩნიათ განსხვავებული ზომები. რეალურ პირობებში მათი რაოდენობა შეიძლება იყოს ნებისმიერი, ანუ ქსელის მუშაობის პიკის საათებში შეიძლება დაგროვდეს ათასობით და უფრო მეტი ჭარბი პაკეტები. განხილულ მაგალითში საწყის პაკეტებს ანალიზისათვის გააჩნიათ t – ხანგძლიობა (გაზომილი მაგალითად მკ/წმ-ში): შესაბამისად პირველ პაკეტს გააჩნია ხანგძლიობა 8 t, მე-2 პაკეტს – 9 t, მე-3 პაკეტს – 15 t, მე-4 პაკეტს – 10 t. ნახ.13-დან ჩანს, რომ ანალიზატორის RS_1 ბლოკში იმყოფება 4 პაკეტი სხვადასხვა დროითი ხანგძლიობებით ზემოთნახვენები ციფრებით (ე.ი. 8, 9, 15, 10 იხ. ნახ.213 ა), რომელზეც გამოხატული თითოეული კვადრატი ამ შემთხვევაში აღნიშნავს t – ხანგძლიობას. ამ პაკეტებისათვის მათი ჯამური დროითი ხანგძლიობისათვის განსაზღვრის შემუშავებული მეთოდის თანახმად ანალიზატორი შეირჩევს პაკეტს, რომელსაც გააჩნია ყველაზე მცირე ხანგძლიობა, ე.ი. შეირჩევა პირველი პაკეტი, დროითი ხანგძლიობით $X_{\min}=8$. ეს სიდიდე (8) ანალიზატორის სამრავლს მოწყობილობაში RS_1 ბლოკში მყოფი პაკეტების საერთო რაოდენობაზე, ე.ი. 4-ზე და სამრავლ მოწყობილობაში ფორმირდება $8 \times 4 = 32$. ეს მნიშვნელობა (32) პირველი შესაკრების სახით შეიტანება დამგროვებელ ამჯამავში, სადაც ფიქსირდება მისი საწყისი შემცველობა 32. შემდეგ ანალიზატორის მიერ RS_1 ბლოკში მყოფ პაკეტებს “ჩამოეჭრება” $X_{\min}t$ (ნახ.13. ა) და ამ პროცედურის შემდეგ (როგორც აღნიშნეთ ფაქტიურად “ჩამოჭრა” – გამოკლების ტოლფასი პროცედურაა) RS_1 ბლოკში დარჩება 3 პაკეტი (იხ. ნახ.13. ა-ზე ცარიელი უჯრედები), შესაბამისად ხანგძლიობებით: $X_{\min}=1$ (მე-2 პაკეტი), $X_{\min}=7$ (მე-3 პაკეტი) და $X_{\min}=2$ (მე-4 პაკეტი). ეს 3 პაკეტი გადაიწერება RS_2 ბლოკის რეგისტრებზე, რომელთა ოპტოელექტრონული $RS_{21}, RS_{22}, \dots, RS_{2n}$, უჯრედებით (ოპტრონების რაოდენობით) ფიქსირდება მათი ხანგძლიობა. ამის შემდეგ რეალიზდება იტერაციის შემდეგი (მეორე) ეტაპი, სადაც ყველა პროცედურა, რომლებიც კი განხორციელებული იქნენ პირველ ეტაპზე მეორდება,



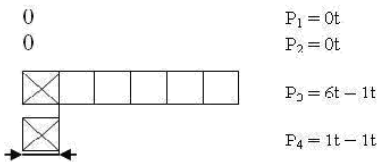
ა) გასანალიზებული ჭარბი პაკეტები



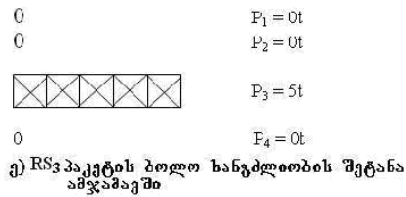
ბ) "ნამოჭრა" 8 პაკეტისა პირველ ციკლში



ბ) "ნამოჭრა" 1 პაკეტისა მეორე ციკლში



დ) "ნამოჭრა" 1 პაკეტისა მესამე ციკლში



ე) RS3 პაკეტის ბოლო ხანგძლიობის შეტანა ამჯამაჟში

ცხრილი 2.3.5

დასაწეისი
ჭარბი პაკეტების ნაწერა RS ₂ ბლოკში ხანგძლიობები I (მ.წმ) 8 9 15 10
1-ლი იტერაციის ოპერაციები $8 \times 4 = 32$
RS ₂ ბლოკის ფორმირება 0 1 7 2
მე-2 იტერაციის ოპერაციები $1 \times 3 = 3$
RS ₃ ბლოკის ფორმირება 0 0 6 1
მე-3 იტერაციის ოპერაციები $1 \times 2 = 2$
RS ₄ ბლოკის ფორმირება 0 0 5 0
მე-4 იტერაციის ოპერაციები
დასასრული

ნახ. 13. ოპტოელექტრონული ანალიზატორის მუშაობის ილუსტრირება.

ე.ი. RS₂ – ში (იხ. ნახ. 13. ბ) ხელახლა შეირჩევა ისეთი პაკეტი, რომელსაც გააჩნია დროითი ხანგძლიობის უმცირესი მნიშვნელობა $X_{min}=1$. ანალიზატორი სამრაველ მოწყობილობაში ეს მნიშვნელობა მრავლდება პაკეტების საერთო რაოდენობაზე (ჩვენს მაგალითში მათი რიცხვი გახდა უკვე 3), ე.ი. $1 \times 3 = 3$. ეს რიცხვი (3) მეორე შესაკრების

სახით დაემატება დამგრობებელ ამჯამავში უკვე მყოფ რიცხვს 32-ს. შედეგად მასში მიიღება ხანგძლიობების მიმდინარე ჯამი $32+3=35t$. შემდეგ ამ 3 პაკეტს “ჩამოეჭრება” პაკეტი, რომელსაც გააჩნია $X_{min}=1$ (იხ. ნახ. 13. ბ), რის შემდეგაც ფორმირდება ახალი RS_3 ბლოკის შემცველობა, სადაც უკვე დარჩება 2 ჭარბი პაკეტი (ე.ი. მე-3 პაკეტი 6 t ხანგძლიობით და მე-4 პაკეტი ხანგძლიობით 1 t). ამის შემდეგ სრულდება იტერაციის მე-3 ციკლი, წინა ციკლების მსგავსი თავისი აუცილებელი პროცედურებით, ე.ი. ამ ორი პაკეტიდან შეიძლება მე-4 პაკეტი, რომლის მინიმალური ხანგძლიობა ტოლია $X_{min}=1$. სამრავლ მოწყობილობაში იგი მრავლდება RS_3 ბლოკში მყოფი (დარჩენილი) პაკეტების საერთო რაოდენობაზე, ე.ი. $1 \times 2 = 2$ და ეს სიდიდე (ე.ი. რიცხვი 2) მე-3 შეკრების სახით დაემატება დამგროვებელ ამჯამავში მყოფ 35 რიცხვს, ხოლო დანარჩენ პაკეტებს “ჩამოეჭრება” პაკეტი, რომლის ხანგძლიობაა $X_{min}=1$ (იხ. ნახ. 13 გ). ამ ოპერაციის შემდეგ ფორმირდება მორიგი, ახალი RS_4 ბლოკის შემცველობა. მასში იმყოფება მხოლოდ 1 პაკეტი, ე.ი. მხოლოდ მე-3 პაკეტი, რომლის ხანგძლიობაა $X_{min}=5$ (ვინაიდან საწყისი ჭარბი პაკეტებიდან მას ჰქონდა ხანგძლიობის ყველაზე დიდი მნიშვნელობა – 15t). ანალიზატორის სამრავლ მოწყობილობაში ფორმირდება ნამრავლი $5 \times 1 = 5$ და ვინაიდან RS_4 ბლოკში უკვე აღარ დარჩა ჭარბი დეიტაგრამები, ეს სიდიდე (ე.ი. რიცხვი 5) მე-4 შესაკრების სახით დაემატება დამგრობებელ ამჯამავს, უფრო ზუსტად, დაემატება მასში უკვე მანამდე ფორმირებულ ჯამს (ე.ი. $37+5$) და მის გამოსასვლელზე წარმოიქმნება ყველა იმ ჭარბი პაკეტების ჯამური ხანგძლიობა, რომლებიც კი მიწოდებული (დაგროვილი) იქნენ კომპიუტერული ქსელის სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის შესასვლელ ინტერფეისზე $t_{\Sigma} = 32+3+2+5=42$, რომელიც ტოლია გასაანალიზებელი იმ ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების ჯამისა, რომლებიც კი მოთავსებული იქნენ საწყის RS_1 ბლოკში (ჩვენს მაგალითში ასეთი ჭარბი პაკეტების რაოდენობა იყო 4), ე.ი. იგი ფაქტიურად ტოლია იმ ჭარბი პაკეტების ხანგძლიობების ჯამისა, რომლებიც კი ქსელის მუშაობისას დროის პიკურ მომენტში გააჩნდა მათ სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ინტერფეისში დაგროვებისას:

$8+9+15+10=42$, ე.ი. $t_{\Sigma}=32+3+2+5=42$, რომლის მიხედვითაც ანალიზატორით განისაზღვრება რამდენ ხანს იქნებიან შეყოვნებული (მოთავსებული) ჭარბი პაკეტები ბუფერულ მეხსიერებაში, სანამ ისინი არ დამუშავდებიან პრიორიტეტული ნიშნების მიხედვით და არ დალაგდებიან ისინი გამოსასვლელი ინტერფეისის პორტებზე გასაცემად ანალიზატორის მიერ ფორმირებულ რიგში, რის შემდეგაც რიგრიგობით გადაიცემა ეს პაკეტები სხვა სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძებისაკენ, ან ჰოსტის მიმღები კომპიუტერისაკენ (ქსელის მიმღები სადგურისაკენ). ამის შესაბამისად ანალიზატორი განსაზღვრავს ბუფერული მეხსიერების რამდენი მოცულობაა საჭირო დროის ამ პიკური მომენტი-სათვის ამ ჭარბი პაკეტების დროებით (მოკლევადიანი) განლაგებისათვის. ანალიზატორის მიერ ასეთი გადასაწყვეტი ამოცანებია დაყენებული წარმოდგენილი დისერტაციის ექსპერიმენტალურ ნაწილში.

ჭარბი პაკეტების დაგროვებისას, იმისათვის რომ გადატვირთულ რეჟიმებში (პიკის საათებში) კომპიუტერული ქსელის მუშაობის დროს არ დამახინჯდნენ ან გადაცემებისას ისინი არ დაიკარგონ, როგორც წესი, მათ დროებით (მცირე ხნით) განათავსებენ საკომუტაციო კვანძების ბუფერულ მეხსიერებაში. ამ უკანასკნელის მოცულობები კი შეზღუდულია და ხშირად ვერ უმკლავდებიან პაკეტების დიდ დატვირთვებს. ამის გამო შესაძლებელია მათი გადავსება რასაც თან სდევს ზემოთხსენებული უარყოფითი მოვლენები. ამ კუთხით პრობლემების გადაწყვეტაში გვეხმარება ქსელის ანალიზატორები. აქედან გამომდინარე მათ მიერ სატრანზიტო კომუტატორებში ბუფერული მეხსიერების ამ მოცულობების ოპტიმალურ გამოყენებას დიდი მნიშვნელობა ენიჭება, მითუმეტეს თუ ისინი (ანალიზატორები) ახორციელებენ, აგრეთვე, ამ ბუფერებიდან კომუტატორის გამოსასვლელ პორტებზე პაკეტების ეფექტურ განაწილებას ან მთლად უკეთესი, თუ ამ დროს გაითვალისწინებენ კიდევ მათი პრიორიტეტების დაცვასაც. ეს კი განსაკუთრებით საჭიროა კომპიუტერული ქსელის ისეთ რეჟიმებში მუშაობისას, როდესაც პაკეტების მიღება – გადაცემები სწარმოებს მიმდინარე რეალურ დროში. ამ მიზნით სპეციალური ანალიზატორის მიერ ბუფერული მეხსიერების პრიორიტეტულ ზონებად დაყოფასა და ასეთი სახით მათ გამოყენებას ჭარბი პაკეტების შესანახად განსაკუთრებული როლი ენიჭება. აღნი-

შნული საკითხი შედარებით დაწვრილებით განხილულია ქვემოთ. ქსელის მუშაობის მაღალი დატვირთვების დროს ჩვენს მიერ ნახსენებ საკომუტაციო კვანძების ბუფერულ მეხსიერებებში იქმნება ჭარბი პაკეტებისაგან შემდგარი გარკვეული სიგრძის რიგები, რომლებიც საჭიროებენ მათი მომსახურების არსებულთან შედარებით უფრო ეფექტური მექანიზმების გამოყენებას.

კომპიუტერულ ქსელებში ტრაფიკის მომსახურებისას (მაგალითად, ბოლო ახალი ტექნოლოგიებით QoS მომსახურებისას), როგორც ცნობილია, იყენებენ სხვადასხვა მიდგომებს [41]. მათ შორისაა პაკეტების რიგების ე.წ. “გონივრული მართვის” მეთოდები, ტრაფიკის “კონდიციონირების” მექანიზმის გამოყენება, ტრაფიკის “პროფილირების” მეთოდები და ა.შ. მიუხედავად მათი სხვადასხვაობისა, ამჟამად ქსელის რეალურ ფუნქციონირებაში ყველაზე ხშირად მაინც იყენებენ “ტრადიციულ”, ტრაფიკის მართვის ადრე შემუშავებულ მეთოდს ქსელის საკომუტაციო კვანძებში პაკეტების განაწილების (მათი დანიშნულების ადგილებისაკენ განაწილებას მარშრუტების მიხედვით) ე.წ. FIFO –ს მექანიზმს (FIFO – First In – First Out – პირველი შევიდა, პირველი გავიდა ე.ი. პირველი მომსახურდა (განაწილდა)). FIFO–ს ალგორითმის პრინციპი მდგომარეობს იმაში, რომ გადატვირთვისას პაკეტები (ე.ი. ჭარბი პაკეტები) ჩაყენდება რიგში და მომსახურდება ჯერ ისინი, რომლებიც საკომუტაციო კვანძში შევლენ ყველაზე ადრე. ეს მექანიზმი თუმცა ძალზე მარტივია, მას გააჩნია დიდი ნაკლიც. განაწილებისას იგი ვერ იცავს პაკეტების პრიორიტეტულობას [48].

პაკეტების სიჭარბის მოვლენების ნაწილობრივ თავიდან ასაცილებლად გადაცემების მართვისას მიმართავენ მეორე მექანიზმს ტრაფიკის “კონდიციონირებას”. ამ მექანიზმის გამოყენებისას ქმნიან პაკეტების გადაცემის ისეთ პირობებს, რომლის დროსაც ნაკადის ტრაფიკის მოძრაობის სიჩქარე (ე.ი. პაკეტების ქსელის არხებში გადაცემის სიჩქარე) არ უნდა იყოს მეტი საკომუტაციო კვანძის შესასვლელ ინტერფეისზე პაკეტების მიწოდების სიჩქარეზე. ცხადია, რიგები (ე.ი. დაგროვილი პაკეტების სიჭარბე) წარმოიქმნება დროის იმ მომენტებში, როცა ირღვევა ეს პირობები, ე.ი. როცა ტრაფიკის სიჩქარე აღემატება მათი საკომუტაციო კვანძის შიგნით გადაადგილების (ე.ი. მარშრუტების მიხედვით

პაკეტების დამუშავების, ანუ განაწილების) სიჩქარეს. ტრაფიკის მომსახურების ასეთი მექანიზმის გამოყენების დროსაც საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე გაცემისას შეიძლება “დაიჩაგრონ” მაღალპრიორიტეტული პაკეტები, ვინაიდან “კონდიცირების” უპირველესი მიზანია მაინც საკომუტაციო კვანძში მიწოდებული პაკეტების ნაკადის (ინტენსიობის) იმ დონემდე შემცირება (რაც ტექნიკურად ასევე ძნელად სარეგულირებელია), რომ ეს სიჩქარე ყოველთვის დარჩეს ნაკლები, როგორც აღვნიშნეთ, კვანძის შიგნით პაკეტების განაწილების სიჩქარეზე. პაკეტების პრიორიტეტულობის დაცვას კომუტატორის გამოსასვლელ პორტებზე, “კონდიცირების” ეს მექანიზმი მნიშვნელოვნად მაინც ვერ შევლის. ამ პრობლემის ნაწილობრივ უკეთ გადაწყვეტისათვის შემუშავებული იქნა ტრაფიკის პროფილირების მექანიზმი, ასევე ე.წ. “ნახვრეტიანი ვედროს” (Leaky bucket) ალგორითმი. ამ უკანასკნელის დასახასიათებლად, ცხადია, იყენებენ ასეთ ხატოვან გამოთქმას. ე.ი. ვედრო სხვადასხვა პერიოდში უშვებს “წვეთებს” პაკეტებს ქსელის ტრაფიკის პულსაციების (ინტენსიობის ცვალებადობის) სხვადასხვა მნიშვნელობების დროს.

ალგორითმები, რომლებიც აგებულია ტრაფიკის მართვის ზემოთ ნახსენებ მექანიზმებზე, არც ერთი არ არიან დაზღვეული ნაკლოვანებებისაგან. ამ მიზნით წარმოდგენილ ნაშრომში შემუშავებული და დაწვრილებით განხილულია პაკეტების სიჭარბის რეგულირების მათგან განსხვავებული ახალი მიდგომა. კერძოდ, სპეცანალიზატორის დახმარებით ჭარბი პაკეტების მესხიერების ბუფერში განთავსება და საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე გაცემა მათი დროითი ხანგძლიობების პარამეტრების გათვალისწინებით. სიჭარბისაგან დროული განტვირთვის მიზნით სპეცანალიზატორის ფუნქციონირება დაფუძნებულია საკომუტაციო კვანძის შემავალ ინტერფეისში დაგროვილი პაკეტებისაგან უმცირესი დროითი ხანგძლიობის მქონე შეტყობინებების გამოყოფაში, ბუფერში განთავსებული ჭარბი პაკეტებისათვის პრიორიტეტული წონითი კოეფიციენტების მინიჭებაში და მათ მიხედვით კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისში (გამოსასვლელ პორტებზე) მათ დაუყოვნებლივ გაცემაში ამ წონითი კოეფიციენტების ციკლური გამოკითხვით. ტრაფიკის მართვის აღნიშნული ღონისძიებები

განხილულია წარმოდგენილ ნაშრომში. შესაბამისი ანალიზატორების გამოყენებით ისინი ერთობლიობაში ქმნიან ჭარბი პაკეტებისაგან შემდგარი რიგების პრიორიტეტული მართვის ზემოთნახსენები მიდგომებისაგან განსხვავებულ, უფრო ეფექტურ მექანიზმს. მასზე დაყრდნობით წარმოდგენილ ნაშრომში შემუშავებული და განხილულია ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძების გამოსასვლელ პორტებზე გაცემის რიგითობის რეგულირების ეფექტური ალგორითმები, რომელთა მუშაუნარიანობა ექსპერიმენტულად შემოწმებულია წარმოდგენილი ნაშრომის დასკვნით, მე-3 თავში.

დასკვნები მე-2 თავის მიხედვით

შემუშავებულია კომპიუტერული ქსელის ოპტიკურ-ბოჭკოვანი კავშირის ხაზებში ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლიობების გაზომვის მეთოდები ოპტოელექტრონული საშუალებების გამოყენებით. შემუშავებულია ოპტიკური სიგნალების შეკრების მეთოდებისა და ამ მეთოდების სარეალიზაციო ოპტოელექტრონული ამჯამავის აგების ორიგინალური მიდგომები სპეცანალიზატორში ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების გამომთვლელი მოწყობილობისათვის. განხილულია სპეცანალიზატორის შემადგენლობაში შემავალი სამრავლი მოწყობილობის სტრუქტურული სქემა, რომელშიც გამოყენებულია ოპტოელექტრონული ათობითი რეგისტრული მოდულები. შემუშავებულია ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების დეიტაგრამების მატარებელი ოპტიკური სიგნალების დროითი ხანგძლიობების ურთიერთშედარების მეთოდები და საშუალებები ათობით თვლის სისტემაში მომუშავე ოპტოელექტრონული რეგისტრული მოდულების გამოყენებით. შემუშავებულია, აგრეთვე, ქსელის გადატვირთვისას მის სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძებში დაგროვილი პაკეტების შეყოვნების ჯამური ხანგძლიობების ეფექტური განსაზღვრის მეთოდი, ასევე სპეცანალიზატორის დახმარებით ჭარბი პაკეტების კომუტატორის მეხსიერების ბუფერში განთავსებისა და კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე გაცემის ეფექტური დონისძიებები მათი დროითი ხანგძლიობების პარამეტრების გათვალისწინებით.

თავი 3

სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული ქსელური სისტემის ტრაფიკის სიჭარბის მარეგულირებელი ალგორითმების შემუშავება. მათი მუშაუნარიანობის ექსპერიმენტული შემოწმება

3.1. სისტემის მომსახურებისას სატრანზიტო კვანძების კომპუტატორების ბუფერული მესხიერების ზონურ მონაკვეთებად დაყოფის მეთოდის შემუშავება. ჭარბი პაკეტების წონითი კოეფიციენტების შემოღება და გამოყენება

კომპიუტერული ქსელის პიკური დატვირთვების დროს მის სატრანზიტო კვანძებში ნებისმიერი საკომუტაციო სისტემების ექსპლუატაციისას დღეს-დღეობით ერთ-ერთ პრობლემად კვლავ რჩება მათი ბუფერული მესხიერების არაეფექტური გამოყენება [35, 40]. მიუხედავად იმისა, რომ ქსელური ტექნიკის განვითარებასთან ერთად საკომუტაციო ტექნოლოგიებიც (OSI – ეტალონური მოდელის მე-3 დონეზე) თანდათან იხვეწება და ამასთან ერთად თანამედროვე კომპუტატორებსაც გააჩნიათ მესხიერების საკმაოდ დიდი მოცულობები, აღნიშნულ რეჟიმებში (პიკის საათებში) ქსელების მუშაობისას აშკარად შეიმჩნევა მათი (ბუფერული მესხიერების) არასაკმარისი დონე. აქედან გამომდინარე საინფორმაციო ნაკადების გაზრდილი ინტენსიობის დროს სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძები სრულად ვერ აკმაყოფილებენ წარმოქმნილი ჭარბი პაკეტების ბუფერში განლაგების ოპტიმალურ მოთხოვნებს, რის გამოც მისი (ბუფერის) მესხიერების გამოყენება არარაციონალურად ხდება, რასაც თან სდევს საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელი ინტერფეისის პორტებზე ჭარბი პაკეტების გაცემის არასასურველი დაყოვნებები, ბუფერში მოთავსებისას ჭარბი პაკეტების დამახინჯებები ანდა რაც უფრო უარესია, ხშირია მათი ნაწილების (ჭარბი პაკეტის ზოგიერთი დეიტაგრამის) დაკარგვის შემთხვევებიც. ეს გარემოებები იწვევენ ასეთი პაკეტების განმეორებითი გადაცემების საჭიროებებს, რაც უფრო ზრდის (ისედაც გაზრდილ) მიმდინარე ტრაფიკის დონეს და ქსელის სწრაფქმედება და მისი წარმადობაც მკვეთრად ეცემა. აღნიშნული პრობლემების მოგვარებას მიზნად

ისახავს წარმოდგენილ სადისერტაციო ნაშრომში შემოთავაზებული სპეცდანიშნულების ანალიზატორის შექმნა, რომელიც დაარეგულირებს ბუფერული მეხსიერების რაციონალურ გამოყენებას, რაც თანამედროვე სატრანზიტო კომპუტატორებში არც თუ ეფექტურად ხორციელდება. [27]

აღსანიშნავია ისიც, რომ ამჟამად ექსპლუატაციაში მყოფი საკომუტაციო მოწყობილობების (საუბარია ძირითადად არა მაგისტრალურ კომპუტატორებზე, რომლებიც საკმაოდ ძვირადღირებულია, არამედ შიგა სეგმენტებს შორის სატრანზიტო კომპუტატორებზე) უმრავლესობას გააჩნია შეზღუდული მოცულობის ოპერატიული (ბუფერული) მეხსიერება, რომელიც დაყოფილია (განაწილებულია) კომპუტატორის შემცველ პროცესორებს შორის (საუბარია ექსპლუატაციაში მყოფ მულტიპროცესორულ საკომუტაციო მოწყობილობებზე [60]). ასეთნაირად განაწილებული ბუფერების ხშირი გადავსება (ისინი ამჟამად ძირითადად მუშაობენ FIFO-ს რეჟიმში და, როგორც წესი, ერთი რომელიმე პროცესორის ბუფერის გადავსების შემთხვევაში გამოიყენება სხვა მეორე პროცესორის ბუფერი) იწვევს მაღალი ინტენსიობის ნაკადებში შემავალი ჭარბი პაკეტების ოპერატიულად შენახვის არაეფექტურობას კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე მათ გასაცემად რიგების ფორმირების მიზნით, ამასთან საკმაოდ ძნელდება საკომუტაციო არხებით პირველ რიგში გასაგზავნი პრიორიტეტული პაკეტების ამორჩევის პროცედურა სხვადასხვა პროცესორების ბუფერებიდან. არაეფექტურობა გამოწვეულია იმითაც, რომ საკომუტაციო კვანძის ლოკალურ პროცესორებში მეხსიერების მონაკვეთების მოცულობები კონსტრუქციულად ხშირად ერთნაირია და რთულდება ჰოსტის მიმღები კომპიუტერებისაკენ გადასაცემად რიგში მდგომი პაკეტების (თანაც პიკის საათებში მათი არაპროგნოზირებადი, ცვალებადი რაოდენობის გამოც) განთავსება და შემდგომ გადანაწილება ერთი პროცესორის ბუფერიდან მეორე პროცესორის ოპერატიულ მეხსიერებაში. ასეთი ხშირი გაცვლების დროს, როგორც ზემოთ აღვნიშნეთ, ადგილი აქვს პაკეტების დამახინჯებებსა და დაკარგვის შემთხვევებსაც, რაც საჭიროებს მათ განმეორებით გადაცემებს და დამატებით ზრდის ისედაც გაზრდილი მიმდინარე ტრაფიკის ინტენსიურობას.

ადვილი მისახვედრია, ასეთი მოვლენების ზრდის ქსელის წყარო, კომპიუტერიდან მიმღებ კომპიუტერამდე პაკეტების ჩაბარების საერთო დროს, რაც უარყოფითად აისახება ქსელის მთელ რიგ სერვისულ დამატებებზე. აქედან გამომდინარე მეტად აქტუალურია შემუშავდეს ქსელური ანალიზატორი, რომლის მეთოდები საკომუტაციო კვანძებში (როგორც ადრეც შევნიშნეთ, განსაკუთრებით სატრანზიტო დანიშნულების) უზრუნველყოფს კვანძის ბუფერული მეხსიერების არსებულთან შედარებით უფრო ეფექტურ გამოყენებას.[12]

აღნიშნულ სადისერტაციო ნაშრომში შემოთავაზებული ანალიზატორი საშუალებას მოგვცემს რეალიზაცია მოახდინოს ბუფერების გამოყენების ერთ-ერთი ალტერნატიული მიდგომის, მრავალპროცესორულ საკომუტაციო კვანძში შემავალი პროცესორების არა დიფერენცირებულად დაყოფილი (განაწილებული) ჭარბი პაკეტების დროებით მოსათავსებლად განკუთვნილი მეხსიერება, არამედ პირიქით, ორგანიზებული იქნეს მეხსიერების ინტეგრირებული ბუფერული სივრცე, რომელსაც შემხვედრი საჭიროების მიხედვით დაყოფს და პრიორიტეტულად გამოიყენებს ამ სივრცის ცვალებადი ფორმატის ზონალურ მონაკვეთებს. ქსელის ამგვარი ანალიზატორით რეგულირებისას წარმოიქმნება შესაძლებლობა მთლიანობაში რეალიზებული იქნეს ბუფერული მეხსიერების მრავალდონიანი იერარქიული სტრუქტურა, რომლის დროსაც მის ცალკეულ სემენტებზე (მეხსიერების “ფურცლებზე”) დახარისხდებიან და ნაკლები დროითი დანაკარგებით ცალკე რიგებად ოპერატიულად განთავსდებიან საინფორმაციო ნაკადებში არსებული სხვადასხვა პრიორიტეტის მქონე ჭარბი პაკეტები.

კომპიუტერული ქსელის მუშაობის პიკური დროის მომენტებში ქსელში გასაგზავნი K რაოდენობის პაკეტების მათემატიკური მოლოდინი, ე.ი. იმ ჭარბი პაკეტების საშუალო არითმეტიკული რაოდენობა, რომლებიც პრიორიტეტების მიხედვით ანალიზატორის მიერ მოთავსდება ბუფერული მეხსიერების ზონებში და განაწილების ალბათობა λ_k – რაოდენობის ჭარბი პაკეტების სატრანზიტო – საკომუტაციო კვანძში მომსახურების თვალსაზრისით გამოითვლებიან შემდეგი გამოსახულებიდან:

$$B_i^k(\lambda_k) = \int_0^\infty \left[\sum_{j=1}^{R_k - \lambda_k - 1} \frac{(\lambda_k t)^{i-k+j}}{(\lambda_k - i + j)} \varepsilon^{-\lambda_k t} + (R_k - \lambda_k) \left(1 - \sum_{j=1}^{R_k - i - 1} \frac{(\lambda_k t)^j}{j!} \varepsilon^{-\lambda_k t} \right) \right] dB(t),$$

$$(3.1.1)$$

$$P(., \lambda_k, .) = \sum_{i=1}^N \sum_{\lambda_k=0}^{R_k} P(\lambda_1, \dots, \lambda_i, \dots, \lambda_N),$$

$$(3.1.2)$$

აღნიშნულ (3.1.1), (3.1.2) გამოსახულებებში λ_k – ქსელის სატრანზიტო – საკომუტაციო კვანძების შესასვლელ ინტერფეისში მიწოდებული საინფორმაციო ნაკადების (ჭარბი პაკეტების რაოდენობის) ინტენსიობაა, $B(t)$ – ანალიზატორის მიერ ჭარბი პაკეტების პრიორიტეტებად დაყოფისა და ბუფერული მეხსიერების ზონებში განაწილების ფუნქციაა; R_k – მეხსიერების ადგილები (ზონალური მონაკვეთები), რომლებიც ანალიზატორის მიერ გამოეყოფა λ_k – ჭარბი რაოდენობის პაკეტებს ბუფერში მათი დროებითი შენახვის მიზნით; i, j – მეხსიერების ზონების ინდექსებია ბუფერში. ამგვარად, ზემოთნაჩვენები დამოკიდებულებების მიხედვით ქსელის ანალიზატორი დაარეგულირებს λ_k – ჭარბი პაკეტების განთავსებას ბუფერული მეხსიერების R_k – ზონურ მონაკვეთებში. (3.1.1), (3.1.2) გამოსახულებებიდან შესაძლებელია, აგრეთვე, პიკური დროის მომენტებისათვის განსაზღვრული იქნეს ბუფერულ მეხსიერებაში ზონების მიმდინარე მდგომარეობა. ამ გამოსახულებების საფუძველზე შემუშავებული მეთოდები იძლევიან იმის საშუალებას, რომ მათი ანალიზის მიხედვით ანალიზატორმა თვალყური ადევნოს i -ური ტიპის ჭარბ პაკეტებს, რათა მათ ზემოთგანხილული მეთოდით პაკეტების დროებით შესანახად გამოეყოს ბუფერულ მეხსიერებაში R_i – ადგილები. თუ დროის რაიმე მომენტში (ქსელის მუშაობის პიკურ მომენტში) პაკეტების მიწოდებისას ბუფერული მეხსიერების შესაბამის ზონებში ზოგიერთ პაკეტებს უკვე დაკავებული აქვთ R_i – ფიქსირებული რაოდენობის ადგილები, მაშინ ამავე მომენტში შემოსული ჭარბი პაკეტები, ცხადია დაიკარგება, რაც არასასურველ მომენტად უნდა ჩაითვალოს. ამ ნაკლოვანების დასაძლევად ჩვენს მიერ შემოთავაზებული ანალიზატორი შეარჩევს არაფიქსირებულ

მეხსიერების ადგილებს, არამედ ცვალებადი ფორმატის ვექტორს $R = (R_1, \dots, R_N)$ ისეთნაირად, რომ ჭარბი პაკეტების დაკარგვის ალბათობა შემცირდება მინიმალურ დონემდე. ეს გამორიცხავს ბუფერულ მეხსიერებაში რიგში მდგომი პაკეტების ხშირ ურთიერთმონაცვლეობას სატრანზიტო – საკომუტაციო კვანძის ცალკეული პროცესორების ოპერატიულ მეხსიერებებს შორის (უფრო გასაგებად რომ ვთქვათ, ამ მეხსიერებების რეგისტრულ სტრუქტურებში აღარ იქნება აუცილებელი სხვადასხვა პაკეტების ხშირი გადაწერა – გადმოწერა). ეს უკანასკნელი ამგვარი მარეგულირებელი ანალიზატორის დახმარებით მაქსიმალურად შეამცირებს დროით დანაკარგებს, რითაც მნიშვნელოვნად გაიზრდება სატრანზიტო–საკომუტაციო კვანძის სწრაფქმედება და აქედან გამომდინარე მისი გამოყენების ეფექტურობა ჭარბი პაკეტების ელექტრონული ტრანსპორტირებისას.

ამგვარად ზემოთმოყვანილი არგუმენტები ადასტურებენ იმას, რომ სასურველია შეიქმნას ანალიზატორი, რომელიც დაყოფს სატრანზიტო–საკომუტაციო კვანძის ბუფერული მეხსიერების სივრცეს ზონალურ მონაკვეთებად (ე.ი. ცვალებადი ფორმატის მეხსიერების მოცულობებად ჭარბი პაკეტების პიკის საათებში დროებით შესანახად). აქედან გამომდინარე მეტად მნიშვნელოვანია შემუშავდეს ბუფერულ მეხსიერებაში ჭარბი პაკეტებისაგან შემდგარი რიგების რაციონალური განლაგების ალგორითმები. [32]

ამჟამად არსებული მეთოდების გამოყენების დროს სატრანზიტო –საკომუტაციო კვანძის გამტარუნარიანობა მის შესასვლელ ინტერფეისზე მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადის, ანუ დიდი რაოდენობის ჭარბი პაკეტების, მიწოდების დროს განისაზღვრება ამ ჭარბი პაკეტების პროცესორების ბუფერულ მეხსიერებებში განთავსებით. რომელიმე პროცესორის ბუფერის განთავსების შემთხვევაში საჭირო ხდება სხვა პროცესორის ბუფერული მეხსიერების გამოყენების საჭიროება, სადაც ჩაიწერება ჭარბი პაკეტების ნაწილი მიმდინარე მომენტისათვის. ამისათვის, რა თქმა უნდა, საჭიროა პროცესორებში თავისუფალი მეხსიერებების ძებნა, ან რომელიმე მათგანში უკვე არსებული ინფორმაციების იძულებითი წაშლა (თუ ამას მოითხოვს გადაცემის პრიორიტეტულობა) და ამ გზით მეხსიერების

გამონთავისუფლება რის შედეგადაც შესაძლებელი ხდება ჭარბი პაკეტის (ან მისი ნაწილის – რომელიმე დეიტაგრამების) ჩაწერა და მერე ისევ გადმოწერა მიმდინარე ნაკადის განაწილებით დაკავებულ საწყისი პროცესორის მეხსიერებაში. პროცესორების ამგვარი ხშირი მონაცვლეობა, რა თქმა უნდა, მოითხოვს დამატებითი დროის დანახარჯებს. ამ მეთოდისაგან განსხვავებით კვანძის ოპერატიული მეხსიერების ერთი მთლიანი (ინტეგრირებული) სივრცის შექმნა, ცვალებადი ფორმატების ზონალურ უჯრედებად ორგანიზაციის დროს გამოირიცხავს პროცესორების ხშირ მონაცვლეობას. რომელიმე i – ური ზონის არასაკმარისი მოცულობა (ჭარბი პაკეტების განაწილების მიმდინარე მომენტისათვის) კონპენსირდება ამ ინტეგრირებული სივრცის სხვა j -ზონის მოცულობით, ანუ მეხსიერების გაზრდა სწარმოებს ბუფერული ზონის მიმდინარე სეგმენტზე მეხსიერების სხვა სეგმენტის დამატებით. ამ პროცედურის სწრაფი, დინამიური ცვლილება, რაც ნიშნავს ბუფერული მეხსიერების ცვალებადი ფორმატის შექმნას, დროითი დანახარჯების მიხედვით გაცილებით მომგებიანია ვიდრე ჭარბი პაკეტების სხვადასხვა ბუფერებში ხშირი გადაწერა – გადმოწერა. გარდა ამისა აღსანიშნავია ისიც, რომ ასეთი გადაწერა-გადმოწერის დროს პროცესორებში იზღუდება (ფერხდება) მიმდინარე სხვა ოპერაციების მსვლელო-ბები. მაგალითად, სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე ბუფერული მეხსიერებიდან პირველ რიგში გადაცემის თვალსაზრისით “ზარალდება” მაღალი პრიორიტეტის მქონდე პაკეტები, ვინაიდან ისინი იძულებული ხდებიან დაელოდონ დაბალი პრიორიტეტის მქონე პაკეტების “არასამართლიან” გადაცემებს.

ამგვარი მიდგომა (ბუფერული მეხსიერების ინტეგრირებული სივრცის შექმნა და ცვალებადი ფორმატით მისი ზონალურ უჯრედებად დაყოფა) განსაკუთრებით ხელსაყრელია პულსირებული ტრაფიკის დასარეგულირებლად, ვინაიდან მიმდინარე დატვირთვისას ბუფერში ჭარბი პაკეტების დროებით შესანახად საკმარისია მეხსიერების მცირე მოცულობის (ე.ი. მეხსიერების რეგისტრული სტრუქტურების მცირე რაოდენობის) დამატება, ხოლო კვანძის მეხსიერების ინტეგრირებული სივრცის მოცულობის ამგვარი დინამიური ცვლილება კი საშუალებას

იძლევა უფრო ეფექტურად დარეგულირდეს ჭარბი პაკეტების განაწილება, ანუ სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, მოხდეს ბუფერში მართვადი რიგების ფორმირება პიკის საათებში საინფორმაციო ჭარბი ნაკადების მაღალი ინტენსიობის პირობებშიც კი.

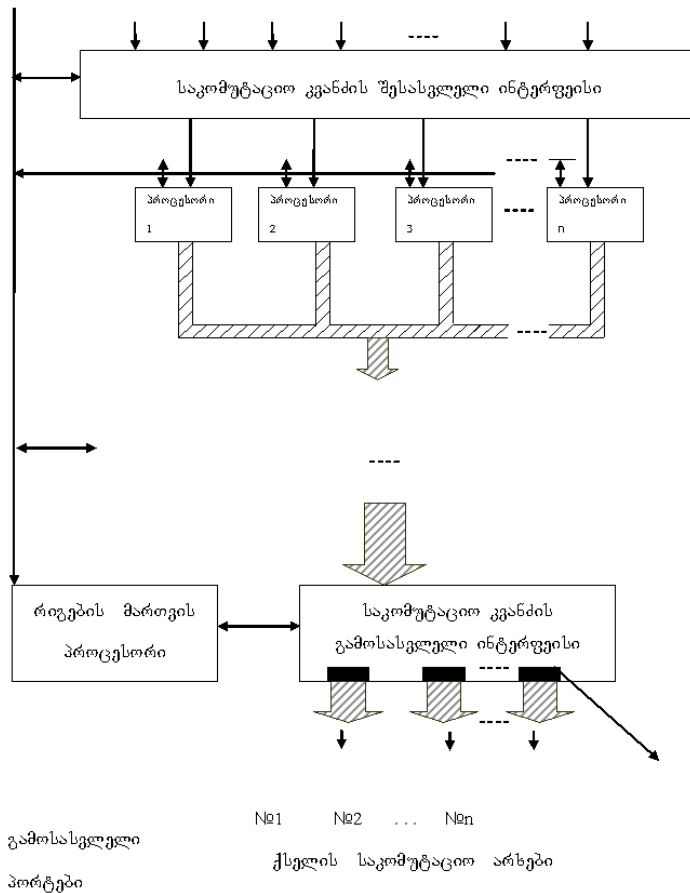
ამგვარად, თუ ამჟამად არსებული მეთოდების მიხედვით მესხიერების არასაკმარისი მოცულობების დროს საჭირო ხდება სხვადასხვა პროცესორის რეგისტრებს შორის საინფორმაციო გაცვლების რაოდენობის მკვეთრი გაზრდა, რაც ბუნებრივია ამცირებს კვანძის სატრანზიტო კომპუტატორის წარმადობას, შემოთავაზებული ანალიზატორით იმის და მიხედვით, თუ პარამეტრების რა სიდიდებით ხასიათდება შემოსული ნაკადი (ძირითადად ჭარბი პაკეტების რაოდენობით და მათი მოცულობებით, ანუ დროითი ხანგრძლიობებით), სწარმოებს მესხიერების მხოლოდ პროპორციული დამატება შესაბამის ზონალურ მონაკვეთებში.

ანალიზატორით ამგვარი მიდგომის რეალიზაციისას, იქმნება პაკეტების გარკვეული ჯგუფისათვის ბუფერული მესხიერების განაწილებული ზონები რიგების ფორმირებისათვის. ამასთან, თუ რომელიმე ზონის მოცულობა აღმოჩნდება არასაკმარისი რომელიმე პრიორიტეტული ნიშნით ფორმირებულ რიგში პაკეტების მოსათავსებლად, შესაძლებელია ანალიზატორით მისი დინამიური გაზრდა მიმდინარე მომენტისათვის მესხიერების სხვა თავისუფალი ზონების ხარჯზე.[25]

ნახ.14-ზე საკომპუტაციო კვანძის პროცესორები 1,2,3, . . . n თავიანთი ფუნქციონირების შინაარსის მიხედვით წარმოადგენენ ერთგვარ ფილტრებს, რომლებიც სხვა საჭირო ფუნქციებთან ერთად, როგორცაა სატრანზიტო კვანძში შემავალი პაკეტების მთლიანობის შემოწმება, მათში არსებული შეცდომების გამოვლენა (მაგალითად, საკონტროლო თანამიმდევრობაში), მარშრუტიზაციის ცხრილებზე თვალყურის დევნება და ა.შ., პრიორიტეტების მიხედვით ახარისხებენ ნაკადებში შემავალ პაკეტებს და ათავსებენ მათ მესხიერების სხვადასხვა ზონებში, საიდანაც პაკეტების გაცემა კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე სწარმოებს გარკვეული ერთობლიობის – მოდულების სახით (ნახ.15).

ცხრილი 4. მარშუტიზაციის ცხრილი.

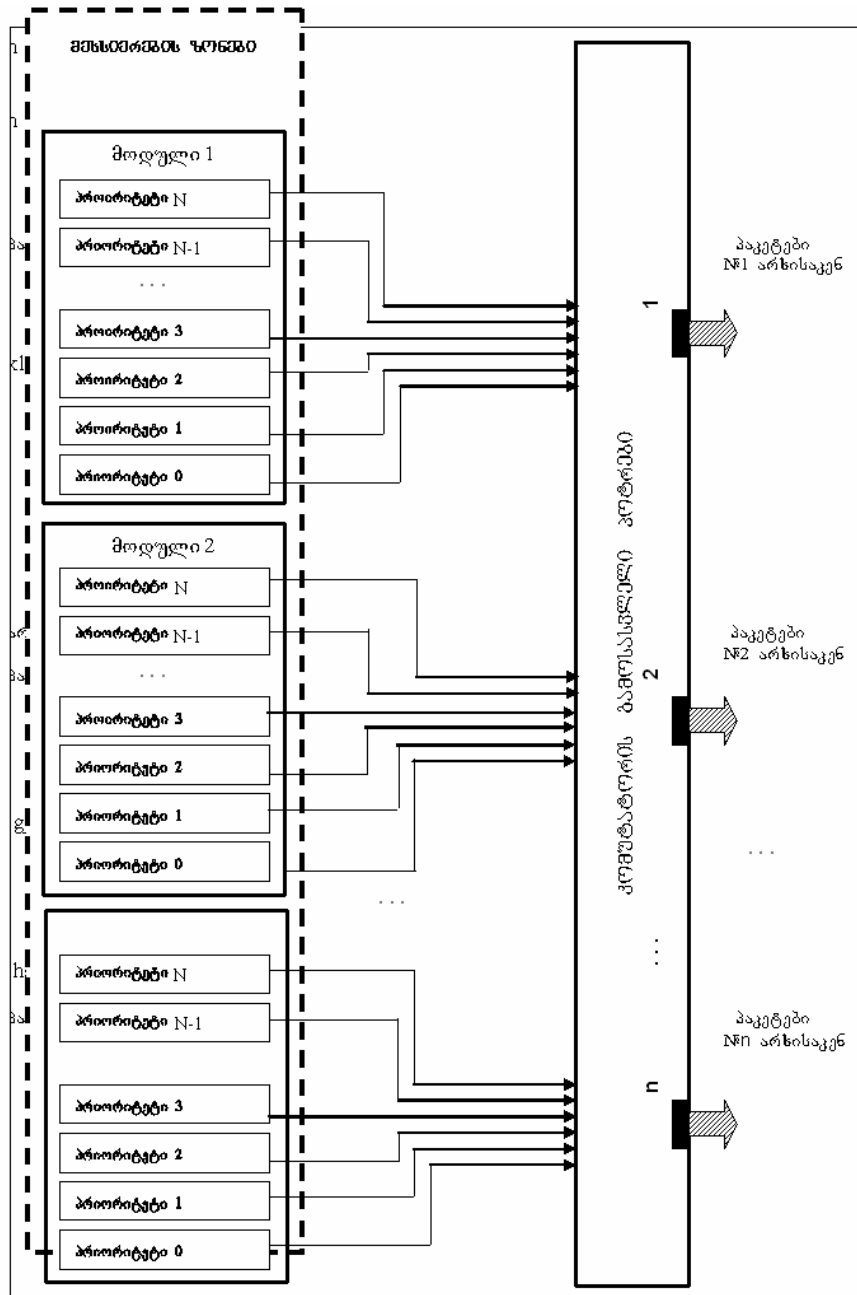
კომუტატორის მესხიერების ბუფერული სივრცე					
ზონა	ზონა	ზონა		ზონა	ზონა
1	2	2		N-1	N



ნახ. 14. საკომუტაციო მულტიპროცესორული კვანძი ზონალურ მონაკვეთებად დაყოფილი ბუფერული მესხიერებით.

როგორც ამ ნახაზებიდან ჩანს, თითოეული მოდული შეიცავს მესხიერების ზონების ცალკეულ მონაკვეთებში პრიორიტეტული კოეფიციენტების მიხედვით ფორმირებულ რიგებს, რომელთა ციკლური გამოკითხვით (ეს მეთოდი დამუშავებულია ამავე თავში) სწარმოებს სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე ჭარბი პაკეტების რეგითობით გაცემა.

ანალიზატორის თითოეული პროცესორი (ნახ.14.) 1,2,3, . . . , n ამოწმებს და აანალიზებს შემავალ ინტერფეისზე შემოსულ ჭარბ პაკეტებს პარალელურ რეჟიმში, ამასთან პრიორიტეტების განმსაზღვრელი ალგორითმით ფილტრავს მათ და ანალიზატორის სპეციალური პროგრამით ათავსებს 1,2,3, . . . , N – მესხიერების ზონებში. საინფორმაციო ნაკადები ტრანზიტული საკომუტაციო კვანძებიდან



ნახ. 15. ზონალურ სეგმენტებად დაყოფილი ბუფერული მესხიერება.

ამგვარად, ანალიზატორი მთლიანობაში აწარმოებს კომპუტატორის გამოსასვლელი პორტებისაკენ გადასაცემი პაკეტების კოორდინაციას ამ სატრანზიტო კვანძის გამოსასვლელ პორტებთან მიერთებულ არხებში მათ გასანაწი-ლებლად (ნახ.15). ამასთან ანალიზატორი ფლობს რა ინფორმაციას გამოსასვლელ პორტებთან დაკავშირებული არხების მიმდინარე მდგომარეობას (ე.ი. ფლობს ინფორმაციებს ამ არხების დატვირთვებს მიმდინარე მომენტისათვის, არხების გადაცემის სიჩქარეებს (სწრაფქმედებას) და ა.შ), სხვა კვანძებისაკენ (შესაძლოა ეს კვანძები იყვნენ როგორც კვლავ სატრანზიტო დანიშნულების, ასევე ჰოსტის (ბოლო) კვანძებიც), ჭარბ პაკეტებს გადასცემს იმ მომენტებისათვის თავისუფალ ან ნაკლებად დატვირთულ არხებში გასაგზავნად.

ამჟამად ექსპლუატაციაში მყოფი სატრანზიტო-საკომუტაციო მოწყობილობების უმრავლესობა, როგორც აღნიშნული პარაგრაფის დასაწყისში შევნიშნეთ, ფუნქციონირებენ ე.წ. FIFO –ს რეჟიმში (ე.ი. პირველი მოვიდა (პირველი განთავსდა ბუფერში) და პირველი გაიცა), რომელიც ნაკლებ ეფექტურია მულტიპროცესორული საკომუტაციო კვანძებისათვის, ხოლო ნაშრომში შემუშავებული ანალიზატორით ჭარბი პაკეტების რეგულირება კი, ხელს უწყობს სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის სწრაფქმედების გაზრდასა და მთლიანობაში კომპიუტერული ქსელის წარმადობის გაზრდას.

სანამ უშუალოდ შევეხებოდეთ აღნიშნულ საკითხს, მოკლედ დავუბრუნდეთ სატრანზიტო კვანძების როლსა და მათ მნიშვნელობას პაკეტების წარმოქმნის წყაროდან მიმდებ კომპიუტერამდე ჩაბარების (დანიშნულების ადგილამდე მათი მიტანის) დროითი თანაფარდობის დამოკიდებულებას სატრანზიტო სეგმენტებში პაკეტების გადაცემის სიჩქარეებზე.

თავ 1-ში ნაჩვენები დამოკიდებულებები შეიძლება გავრცელდეს ნებისმიერი კომპიუტერული ქსელისათვის, რომლებსაც ჰოსტის კომპიუტერებს შორის პაკეტებს ტრანსპორტირება (ელექტრონული გადაადგილება) უხდებათ მინიმუმ ერთზე მეტი სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გავლით. ამასთან ქსელის გადაცემებში მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადების (გადასაცემი პაკეტების

სიჭარბის) არსებობისას საჭიროა, რომ თითოეული სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძისათვის შემუშავდეს მათი ბუფერული მეხსიერებების ოპტიმალური ორგანიზაციისა და მისი გამოყენების რაციონალური მიდგომები, რომლის მიზანსაც ისახავს წარმოდგენილ სადისერტაციო ნაშრომში განხილული ჭარბი პაკეტების გადაცემების მარეგულირებელი სპეციალიზატორი.

ზემოთხსენებული პრობლემების გადაწყვეტა, უპირველეს ყოვლისა, გულისხმობს პულსირებული ტრაფიკის (ე.ი. ცვალებადი ტრაფიკის, განსაკუთრებით კი ქსელის დატვირთვის პიკური დროითი მომენტებისათვის) ოპტიმალური რეგულირებას. ყოველივე ამისათვის კი საჭიროა შემუშავდეს სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ბუფერში დროებით მოთავსებული ჭარბი პაკეტების (ან ამ პაკეტების შემადგენელი ცალკეული დეიტაგრამების) რიგების პრიორიტეტული მართვის მეთოდები მათთვის წონითი კოეფიციენტების მიკუთვნებით და შემდგომში ანალიზატორის სპეციალური პროგრამით ამ კოეფიციენტების ციკლური გამოკითხვით, ამასთან ასეთი ანალიზატორი უნდა აიგოს პაკეტების ოპტიმალური განაწილების წინასწარ არჩეული გარკვეული სტრატეგიების მიხედვით. ქსელურმა ანალიზატორმა სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ჭარბი ნაკადების რეგულირებისას უნდა უზრუნველყოს ტრაფიკის ყველანაირი კლასი გამტარუნარიანობის გარკვეული მინიმუმით, ყოველ შემთხვევაში ანალიზატორის ნორმალური ფუნქციონირებისას უზრუნველყოფილი იქნება შეყოვნებების დროს პაკეტების ოპტიმალური გადაცემების რაღაც გარანტიების არსებობა ქსელის გადატვირთულ რეჟიმებში მუშაობის დროსაც კი [12].

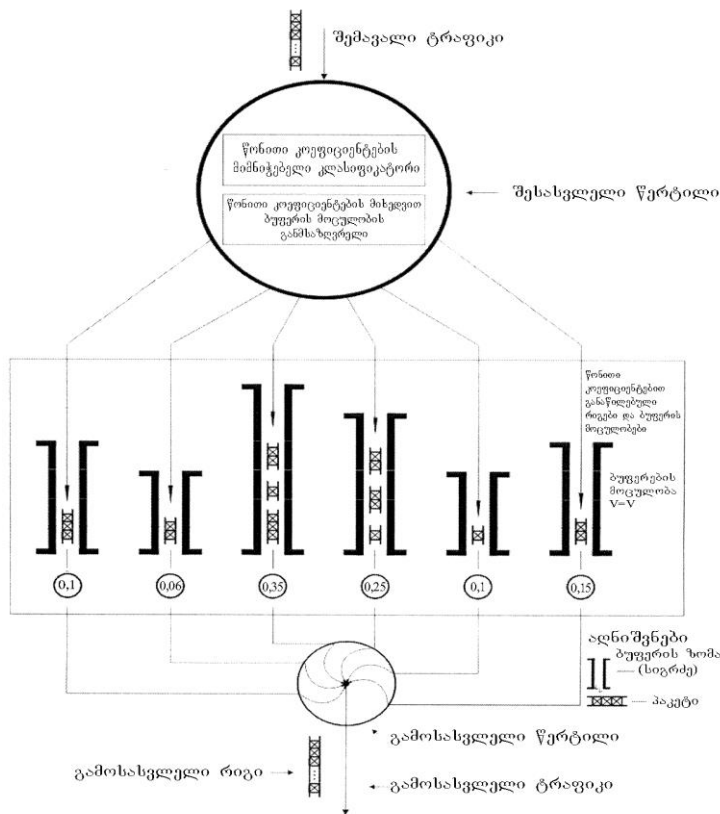
განვიხილოთ უფრო დეტალურად ქსელის ანალიზატორის მეშვეობით სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძებში ჭარბი პაკეტებისაგან შემდგარი მართვადი რიგების აგების ამ ახალი მეთოდის არსი, ხაზი გავესვათ რა მისი გამოყენების მნიშვნელობას ტრაფიკის მაღალი ინტენსიობით პულსაციების დროს. ამა თუ იმ კატეგორიის მოცემული კლასის წონაში (კოეფიციენტში) იგულისხმება გამტარუნარიანობის ის გარკვეული პროცენტი, რომელიც მიეცემა ტრაფიკის ამ კლასს იმ სრული გამტარუნარიანობიდან, რომელიც გააჩნია საკომუტაციო

კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისს, ხოლო იმ ალგორითმს რომლის მიხედვითაც ანალიზატორის დახმარებით ქსელის ადმინისტრატორს შეუძლია ტრაფიკის (ჭარბი ტრაფიკის) რიგებს (უფრო კონკრეტულად რიგებში შემავალ ჭარბ პაკეტებს) გამოეყოს წონითი კოეფიციენტის ესა თუ ის მნიშვნელობა, ვუწოდოთ “მართვადი რიგის” ალგორითმი. თუ შევიმუშავებთ ისეთ ალგორითმებს, რომლებიც აღნიშნულ წონებს ანალიზატორის მომქმედი პროგრამით დაუნიშნავენ ავტომატურად ქსელის ადმინისტრატორის მიერ წინასწარ შემუშავებული რაღაც სტრატეგიის მიხედვით, მაშინ ასეთ ალგორითმებს შეიძლება ვუწოდოთ წონების მიხედვით მაღალი ინტენსიობის საინფორმაციო ნაკადების (ჭარბი პაკეტებისაგან შემდგარი ნაკადების) რაციონალურად მართვის ალგორითმები. [14]

ანალიზატორის მიერ რეალიზებული ჭარბი პაკეტების განაწილების ამგვარი მეთოდის დროს, ტრაფიკის სიჭარბე შეიძლება დაიყოს რამოდენიმე კლასად და შესაბამისი წონითი კატეგორიით (წონითი კოეფიციენტებით) თითოეული კლასისათვის შეიქმნება პაკეტების ცალკე რიგი. ამასთან, როგორც ვხვდებით, თითოეულ რიგთან დაკავშირებული იქნება არა მარტო მისი პრიორიტეტი, არამედ სატრანზიტო – საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელი ინტერფეისის საერთო გამტარიანობიდან რათაც პროცენტიც, რომელიც ჭარბი პაკეტების მოცემულ კლასს გარანტირებულად უზრუნველყოფს ამ ინტერფეისის (შესაბამისად სატრანზიტო-საკომუტაციო ამ კვანძის) გადატვირთვის შემთხვევაშიც კი.

ნახ.16-ზე ნაჩვენებია ანალიზატორის დახმარებით წონითი კოეფიციენტებით იდენტიფიცირებული მართვადი რიგის ერთ-ერთი სარეალიზაციო ვარიანტი.

ნახ.16-ზე ნაჩვენები მნიშვნელობების მიხედვით (წონითი კოეფიციენტების ეს მნიშვნელობები პირობითადაა აღებული მაგალითის სადემონსტრაციოდ) თუ ვიმსჯელებთ ქსელის საკომუტაციო კვანძის ნებისმიერი გადატვირთვის შემთხვევაში, ამ რიგებს შეესაბამება ანალიზატორის მიერ განსაზღვრული მეხსიერების ბუფერის ზომის (მეხსიერების მოცულობის) კვანძის გამოსასვლელი ინტერფეისის შესაბამისად 10%, 6%, 35%, 25%, 10% და 15% გამტარუნარიანობა.



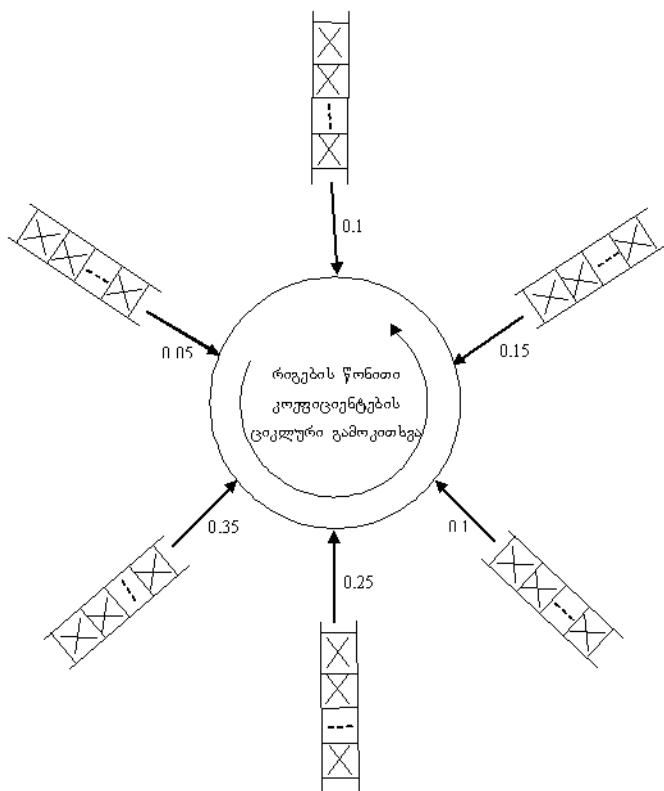
ნახ. 16. ანალიზატორის მიერ ჭარბი ტრაფიკის პრიორიტეტულ კოეფიციენტებად დაყოფა გამტარუნარიანობის მითითებით.

ჭარბი ტრაფიკის განაწილების შემოთავაზებული ამ მეთოდის მიხედვით პაკეტების რიგების ფორმირება და მათი ოპტიმალური მომსახურების მიზანი მიიღწევა ამ წონითი კოეფიციენტების შემდგომში ანალიზატორის მიერ ციკლური გამოკითხვით, რის შემდეგაც ფორმირდება გამოსასვლელი პრიორიტეტული რიგი. ანალიზატორის მიერ წონითი კოეფიციენტის მნიშვნელობის გამოთვლა სწარმოებს კვანძის შესასვლელი ტრაფიკის ინტენსიურობის შეფარდებით იმ გამტარუნარიანობასთან, რომელიც გამოყოფილი აქვს ამ მოცემულ კლასს მისი წონის კოეფიციენტით.

პაკეტების რიგის ხარისხობრივი ქცევა და შესაბამისად შეყოვნებები აღნიშნული შემოთავაზებული მეთოდის დროს თითქმის იგივეა, როგორც FIFO-ს რეჟიმში მუშაობის დროს, ე.ი. რაც ნაკლებია დატვირთვის კოეფიციენტი, მით უფრო ნაკლებია რიგის საშუალო სიგრძე (იგი აზრობრივად გაიგივებულია ჭარბი პაკეტების დროით

ხანგძლიობებთან) და მით უფრო ნაკლებია შეყოვნებები ჭარბი ტრაფიკის გადაცემისას.

ამგვარად, ჭარბი ტრაფიკის განაწილება რიგების წონითი კოეფიციენტების წრიული (ციკლური) გამოკითხვისას (ნახ.17) წარმოდგენილ სადისერტაციო ნაშრომში შემოთავაზებული ეს ახალი მეთოდი ქმნის უფრო ხელსაყრელ პირობებს ყველა სახის ჭარბი ტრაფიკის მომსახურებისათვის. ამასთან ერთად შემოთავაზებული ამ ახალი მეთოდის უპირატესობაა ისიც, რომ ანალიზატორის მიერ რიგების თითოეულ კლასს (კატეგორიას) შესაბამისად დაენიშნება სხვადასხვა ზომის (მოცულობის, სიგრძის) მესხიერების ბუფერები, რაც ხელს უწყობს ჭარბი პაკეტებისაგან შემდგარი საინფორმაციო ნაკადების ოპტიმალური განაწილების ოპერატიულად წარმართვას. ასეთი ანალიზატორის დახმარებით ქსელის ადმინისტრატორს ამ მეთოდის გამოყენება აძლევს საშუალებას რაციონალურად გამოიყენოს ჭარბი პაკეტების შესანახად (დროებით) გამოყოფილი მესხიერების ბუფერების ზომაც.



ნახ. 17. წონითი კოეფიციენტების წრიული (ციკლური) გამოკითხვა.

3.2. სატრანზიტო – საკომუტაციო კვანძებიდან ჭარბი პაკეტების გადაცემის რიგითობის რეგულირების ეფექტური ალგორითმის შემუშავება.

კომპიუტერულ ქსელში ჭარბი დატვირთვების არსებობისას ძალზე მნიშვნელოვანია მის სატრანზიტო-საკომუტაციო არხებში გადასაცემი პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობის განსაზღვრა. ამ თვალსაზრისით დიდი დახმარების გაწევა შეუძლია ქსელის ანალიზატორს, რომლის პროგრამულ რეალიზაციებში ჩადებული იქნება ტრაფიკის დონის მკვეთრი ცვლილების დროს (კერძოდ, მისი ამადლების დროს, როგორც არაერთხელ აღვნიშნეთ, ქსელის პიკის საათებში დატვირთვებისას) კვანძის შესასვლელ ინტერფეისში ჭარბი პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობების განლაგების ძირითადი მოთხოვნები და საკომუტაციო კვანძის ბუფერული მეხსიერების ზონებიდან, რომელსაც წინ უსწრებს დაგროვილი პაკეტების ჯამური ხანგძლიობების განსაზღვრა იმავე ანალიზატორების მიერ, მათი არხებში გადაცემის პირობები (იმ არხებში, რომლებიც დაკავშირებული არიან საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ პორტებთან). აქედან გამომდინარე აღნიშნულ პარაგრაფში შევეცადოთ შევიმუშაოთ რიგში მდგომი პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობების განსაზღვრის ალგორითმები ტრაფიკის ზემოთხსენებული მნიშვნელოვანი პულსაციების დროს. ასეთი დონისძიებების გატარებას დიდი მნიშვნელობა ენიჭება ზემოთხსენებულ მართვად რიგებში პაკეტების ოპტიმალური განლაგებისათვის (უფრო სწორად გადანაწილებისათვის), რომლებიც პრიორიტეტულად, წონითი კოეფიციენტების ციკლური გამოკითხვით უნდა გაიცეს საკომუტაციო კვანძის ბუფერული მეხსიერებიდან მის გამოსასვლელ ინტერფეისში (ნახ.17).

სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძების შესასვლელი ინტერფეისის მიმდინარე მდგომარეობა შეიძლება დახასიათებული იყოს მასში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების რაოდენობით, რომლებიც დროის ნაკლები დანახარჯებით უნდა განთავსდნენ ბუფერულ მეხსიერებაში და ასევე მცირე დროითი დანაკარგებით დამუშავდნენ პრიორიტეტული რიგების ფორმირების მიზნით. [15]

ქსელის სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისში (ანუ გამოსასვლელ წერტილში როგორც პირობითად ვუწოდეთ წინა პარაგრაფში) ჭარბი პაკეტების განაწილების ეფექტურობა (პირველ რიგში განაწილების სიჩქარე დროის რომელიმე ერთეულში: წამში, მიკროწამში, ნანოწამში და ა.შ) დამოკიდებულია იმაზე, თუ როგორი ინტენსიობით მიეწოდება პაკეტები ამ კვანძის მეზობლად მდებარე წინმსწრები საკომუტაციო სისტემებიდან და ამის შესაბამისად რა რაოდენობის პაკეტები გროვდება შემავალ ინტერფეისში. საკომუტაციო კვანძში ჭარბი პაკეტების დამუშავებისას (მათი განაწილების თვალსაზრისით) გათვალისწინებული უნდა იყოს ოპტიმალურობის გარკვეული კრიტერიუმები, რომელთაგან პირველ რიგში ყურადღება უნდა მიექცეს პაკეტების სიჭარბის დამუშავების (გასაგზავნად “დახარისხების”) დასაშვებ დროში მოცემული მინიმალური მომენტები. ამას გარდა აუცილებელია მხედველობაში იქნეს მიღებული კლიენტ-სერვერული პაკეტების როგორც რაოდენობა, ისე მათი დროითი ხანგრძლიობებიც.

ჭარბი პაკეტების საკომუტაციო კვანძებში განაწილებისას მათი ოპტიმა-ლური თანამიმდევრობის განსაზღვრის არსი მდგომარეობს შემდეგში. დაუშვათ ქსელური სტრუქტურის რომელიმე სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძში ანალიზატორის პროგრამის ამოქმედებისას მისი ჩართვის რაიმე t მომენტში მიმდინარე დამუშავებაზე (განაწილებაზე) რიგში დგანან m შემავალი ($m \geq 2$) ჭარბი პაკეტები, რომლებსაც გააჩნიათ შემდეგი მახასიათებლების სიმრავლე: რიგითი ნომერი (პრიორიტეტის ინდექსის ან პრიორიტეტის წონითი კოეფიციენტის სახით $I, i \in I = \{1, 2, \dots, m\}$); ჭარბი ნაკადის სახე (კლასი) $V_i, V_i \in V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$. ქსელის ანალიზატორის პროცესორებში მიწოდების სავარაუდო მომენტი t_0 ; საკომუტაციო სისტემაში პაკეტების დამუშავების (განაწილების) საშუალო დრო \bar{T} ; პაკეტების რიგში ჩაყენების დასაშვები დროითი ხანგრძლიობა C ; საკომუტაციო კვანძის ბუფერულ მეხსიერებაში პაკეტის (ან მისი შემცველი დეიტაგრამების რაღაცა რაოდენობის) ყოფნის დრო \mathcal{T}_i , რომელიც (რომლებიც) დგას (დგანან) S -ურ ადგილას. თანამიმდევრობაში (პაკეტების რიგში) $I = \langle i_1, i_2,$

$\dots, i_s, \dots, i_m >$ და სიდიდე h^{vi} , რომელიც ითვალისწინებს ქსელის სხვა არსებიდან ამ საკომუტაციო სისტემაში vi – სახის შეტყობინებების ფარდობით ფასეულობას (შეფასებულს ასევე პრიორიტეტის წონითი კოეფიციენტით). [17]

ამგვარად, ამოცანა მდგომარეობს იმაში, რომ საჭიროა განისაზღვროს ქსელის სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ანალიზატორის მიერ განსაზღვრული ჭარბი პაკეტების ბუფერულ მესხიერებაში ყოფნის ჯამური ხანგრძლიობის დროს ამ მესხიერებაში მდგომი პაკეტების ოპტიმალური $I_{\text{თპტ}}$ თანამიმდევრობები კვანძის გამოსასვლელ პორტებთან მიერთებულ ქსელის სხვა არსებში (სხვა სატრანზიტო-საკომუტაციო, ან საბოლოო ე.წ. მიმღები ჰოსტის არსებში) გადასაცემად მიმდინარე დროის მომენტებში. $I_{\text{თპტ}}$ – თანამიმდევრობის შერჩევის მთავარ ოპტიმალურ კრიტერიუმად აიღება კვანძის ბუფერულ მესხიერებაში რიგების (დინამიურ, ე.ი. დროში ცვალებადი ჭარბი პაკეტებისაგან შემდგარი მართვადი რიგების) ფორმირების ჯამური დროითი დანაკარგების საშუალო მნიშვნელობა:

$$P(I_{\text{თპტ}}) = \sum_{i=1}^m Q_{is}^{vi}, S \in 1, V_i \in V$$

სადაც $Q_{is}^{vi} = f_i^v[\tau_{is}, h^{vi}, \tau_{\text{დაბაშ. } i}]$, რომელიც გამოთვლება, როგორც ფუნქციის მნიშვნელობა პაკეტის საკომუტაციო კვანძში ყოფნის, ე.ი. დაყოვნების დროითი მნიშვნელობით τ_{is} . ეს მნიშვნელობა კი თავის მხრივ შეადგენს:

$$\tau_{is} = t - t_{oi} + \bar{T}_1 + \bar{T}_2^{(s)} + \bar{T}_i, \text{ სადაც}$$

\bar{T}_1 – ანალიზატორის პროცესორის მიერ რიგში პაკეტების თანამიმდევრობის დაგეგმვის საშუალო დროა; $\bar{T}_2^{(s)}$ – იმ პაკეტის რიგიდან გაცემის საშუალო დროა, რომელიც ამ რიგში იკავებს წინა q ადგილს ($q < s$) პაკეტების I -თანამიმდევრობაში.

რიგების ფორმირება უნდა მოხდეს $[t_1, t_2]$ დროითი მნიშვნელობების ინტერვალში, რომელიც ტოლია

$$t_1 = \min \{t_0\}, t_2 = t + \bar{T}_1 + \sum_{i=1}^m T_i$$

სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ბუფერულ მესხიერებაში განთავსებული ჭარბი პაკეტების თანამიმდევრობას ვუწოდოთ

ოპტიმალური $I_{\text{ოპტ}}$, თუ მას შეესაბამება ალბათობის $P(I_{\text{ოპტ}})$ – ის ისეთი მნიშვნელობა, რომელიც $[t_1, t_2]$ მონაკვეთზე არ აღემატება $P(I_k)$ – ის მნიშვნელობას რიგში არსებული პაკეტების ნებისმიერი სხვა თანამიმდევრობისათვის, მარტივად რომ ვთქვათ, ანალიზატორის პროცესორმა უნდა დააფორმიროს კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისში გასაცემი ისეთი პაკეტების თანამიმდევრობა $I_{\text{ოპტ}} \in \{I_k\} \quad k=1, 2, \dots, m$, რომლისათვისაც

$$P(I_{\text{ოპტ}}) = \min \{P(I_k)\}, \quad (3.2.1)$$

ვინაიდან ბუფერულ მეხსიერებაში (ანალიზატორის მიერ განსაზღვრულ V – მოცულობაში) მყოფი პაკეტების ნებისმიერ I_k – თანამიმდევრობაში პაკეტს, რომლის ნომერია i შეუძლია დაიკავოს S ადგილი, მაშინ $I_{\text{ოპტ}}$ ფორმირების ამოცანის ჩასაწერად საჭიროა შემოვიტანოთ შემდეგი პირობებიც: მართვად რიგში პრიორიტეტების ცვალებადი დანიშნულება $Q_{is} = \{0,1\}$, ამასთან $Q_{is} = 1$, თუ i – ური პაკეტი იკავებს S ადგილს თანამიმდევრობაში, წინააღმდეგ შემთხვევაში $Q_{is} = 0$.

ის პირობა, რომ ქსელის სატრანზიტო-საკომუტაციო სისტემაში შემოსულ ნებისმიერ ჭარბ პაკეტს შეუძლია შეესაბამებოდეს მხოლოდ ერთი ადგილი თანამიმდევრობაში (პაკეტების რიგში) და თითოეული (პრიორიტეტული) ადგილი შეიძლება გამოყენებული იქნეს მხოლოდ ერთხელ, შესაბამისად ჩაიწერება როგორც როგორც

$$\sum_{i=1}^m Q_{is}=1, \quad S=1,2,\dots, m \quad (3.2.2)$$

$$\sum_{s=1}^m Q_{is}=1, \quad i=1,2,\dots, m$$

საჭიროა აღინიშნოს ისიც, რომ სატრანზიტო-საკომუტაციო ბუფერულ მეხსიერებაში პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობის დადგენის დრომ არ უნდა გამოიწვიოს მნიშვნელოვანი დანაკარგები, რომლებიც აღემატება იმ დროით მოგებას, რომელიც მიიღწევა საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელი წერტილიდან (ნახ.16) ქსელში გასაცემი პაკეტების თანამიმდევრობის ოპტიმიზაციიდან.

ამგვარად, ყოველივე ზემოთაღნიშნული ნიშნავს იმას, რომ სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძიდან ქსელის სხვა არხებში გადასაცემი პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობის განსაზღვრის ალგორითმების რეალიზაციებმა ანალიზატორში უნდა მოითხოვონ რაც შეიძლება ნაკლები დროითი დანახარჯები, ამასთან სასურველი (საძიებო) თანამიმდევრობების მისაღებად დაცული უნდა იქნეს ის მოთხოვნაც, რომ არაოპტიმალური თანამიმდევრობების სიმრავლიდან გამორიცხვა უნდა სწარმოებდეს მიზნობრივი ფუნქციის მნიშვნელობის (3.2.1) პერიოდული (ციკლური) შედარებებით დასაშვები თანამიმდევრობებისათვის (3.2.2) პირობების მიხედვით. [12], ზემოთგანხილული თეორიული მოსაზრებიდან გამომდინარე შესაძლებელია ფორმირებული იქნეს $m \times m$ ელემენტებისაგან შემდგარი მატრიცა $|g_{ij}|$, რომლის სტრიქონები აღინიშნება საწყისი თანამიმდევრობით $I_{e2<i>}$, რომელიც შედგება ერთი ელემენტისაგან, ხოლო სვეტები j პაკეტის ნომრით, რომელიც მოსდევს i – ურ პაკეტს თანამიმდევრობაში. ამ მატრიცეს ელემენტები წარმოადგენენ მიზნობრივი ფუნქციის მნიშვნელობებს i და j პაკეტებისათვის იმ პირობის დროს, რომ ეს პაკეტი დაიკავებს ყველაზე პრიორიტეტულ ადგილს (პირველ ადგილს კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე გასაცემად) თანამიმდევრობაში და ცხადია, მისი გაცემა რიგიდან უნდა სწარმოებდეს სხვებზე უფრო ადრე, ხოლო მომდევნო j პაკეტის გაცემა კი ანალიზდება i პაკეტის გაცემის შემდეგ. ამასთან ყურადღება უნდა მივაპყროთ იმ გარემოებასაც, რომ ზემოთნახსენები პირობების შესრულების დროს $|g_{ij}|$ მატრიცაში არ არის განსაზღვრული ისეთი ელემენტები, რომლებისთვისაც $i=j$ (აკრძალული თანაფარდობაა, ვინაიდან ორი პაკეტის გაცემა დროის ერთი და იმავე მომენტში, შეუძლებელია. აკრძალულია ისიც, რომ ჩვენი თეორიული მოსაზრების თანახმად არ შეიძლება თანამიმდევრობა იწყებოდეს იმ პაკეტით, რომელთა საკომუტაციო კვანძში განაწილების შედეგები დამოკიდებულია სხვა პაკეტების განაწილების შედეგებზე, სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, გაცემის პრიორიტეტი უნდა იყოს ცალსახა და ერთმნიშვნელოვანი).

შემდეგი მოთხოვნა ალგორითმის შემუშავებისას მდგომარეობს იმაში, რომ მატრიცაში შედარება უნდა სწარმოებდეს ერთმანეთს შორის ერთნაირი ინდექსიანი ელემენტებისა. ე.ი. შედარდება ელემენტები g_{ij} და g_{ji} , თუ ამ შედარებისას მაგალითად, აღმოჩნდება, რომ $g_{ij} < g_{ji}$, მაშინ გამოირიცხება რა g_{ji} , შემდგომი განხილვიდან გამოირიცხება აგრეთვე თანამიმდევრობის ის სიმრავლეც, რომელშიც j პაკეტის დამუშავება (კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე გაცემის მიზნით) წინ უსწრებს i პაკეტის დამუშავებას, ამასთან ამ პაკეტის გაცემა-არგაცემა იგეგმება როგორც პირველები რიგში მდგომ სხვა პაკეტებთან შედარებით.

ამგვარად, ბუფერულ მეხსიერებაში მეოფ ნებისმიერ თანამიმდევრობაში მდგომი ჭარბი პაკეტების მიზნობრივი ფუნქციები (და შესაბამისად მათი პრიორიტეტული წონითი კოეფიციენტები) განსხვავდებიან ერთმანეთისაგან. ჩვენს მაგალითში (რომელსაც განვიხილავთ წარმოდგენილი ნაშრომის ამავე თავის ექსპერიმენტალურ ნაწილში). ის თანამიმდევრობა იქნება უფრო ოპტიმალური, რომელიც არ იწყება $\langle ji \dots \rangle$ - ით, ე.ი. სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ბუფერული მეხსიერებიდან ჩვენს მიერ შემუშავებული ანალიზატორის მიერ გაიცემა გამოსასვლელ ინტერფეისზე (გამოსასვლელ პორტებთან მიერთებულ არხებში ჭარბი პაკეტების გასაცემად) პაკეტების ის ოპტიმალური თანამიმდევრობა, რომელიც იწყება $\langle ij \dots \rangle$ - დან. [14]

საინფორმაციო ნაკადებში ჭარბი პაკეტების არასასურველი თანამიმდევრობების გამორიცხვის პროცესი გრძელდება იმ ახალ-ახალი მატრიცების შედგენით (ფორმირებით) მანმადე, სანამ საბოლოოდ არ მიიღება $1 \times m$ მატრიცა, რომელშიც სტრიქონი აღინიშნება I_{opt} ოპტიმალური თანამიმდევრობით, და ეს უკანასკნელი იქნება ის, რომელიც შეესაბამება შერჩეული კრიტერიუმის მინიმალურ მნიშვნელობას (ეს გარემოება კარგად არის ილუსტრირებული ექსპერიმენტულ ნაწილში).

სანამ უშუალოდ შევიშუშავებდეთ ალგორითმებით ბლოკ-სქემებს, ყურადღება გავამახვილოთ კიდევ შემდეგ გარემოებებზე. ქსელის სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ბუფერულ მეხსიერებაში ჭარბი პაკეტების ოპტიმალურ თანამიმდევრობაში მათი წყვილების

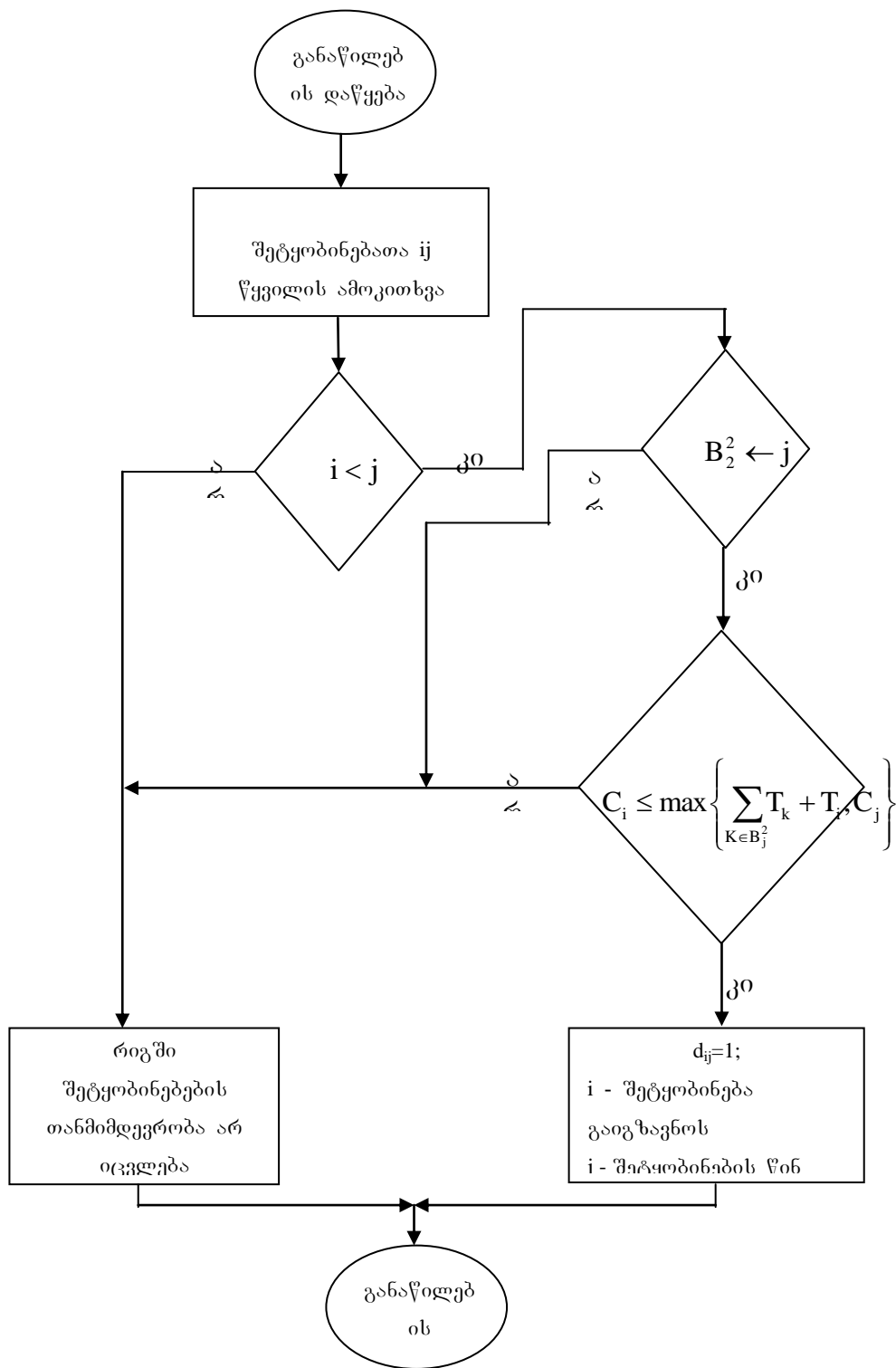
ურთიერთშეფარდებითი პრიორიტეტების რიგის განსაზღვრის არსი დაიყვანება შემდეგზე. პაკეტები დანომრილია მათ გაგზავნაზე საკომუტაციო კვანძებში დამუშავების დროების არაკლებადობის, ე.ი. დროითი პარამეტრების ზრდადობის $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_m$ მიხედვით, ხოლო ტოლობის შემთხვევაში – მათი დამუშავების დასაშვები ვადების არაკლებადობის მიხედვით. ამგვარად, $i < j$ ჩანაწერიდან გამომდინარეობს, რომ $T_i < T_j$ ან $T_i = T_j$ და $C_i \leq C_j$.

აღვნიშნოთ სიმბოლოებით B_i^1 და B_i^2 იმ ჭარბი პაკეტების ნომრების გარკვეული სიმრავლეები, რომლებისათვისაც ქსელის ანალიზატორი გაარკვევს, რომ გასანაწილებელ თანამიმდევრობაში B_i^1 პაკეტები უნდა მისდევდნენ i პაკეტს, ხოლო B_i^2 პაკეტების სიმრავლეები კი წინ უსწრებს მას (i -პაკეტს). ეს აღინიშნება, როგორც $j \leftarrow B_i^1$ და $B_i^2 \leftarrow i$. ამასთან ანალიზატორი ჩათვლის, რომ თუ არ არის რაიმე ინფორმაცია პაკეტების რიგითობის შესახებ i – პაკეტთან მიმართებაში, მაშინ $B_i^1 = B_i^2 = \emptyset$. [18]

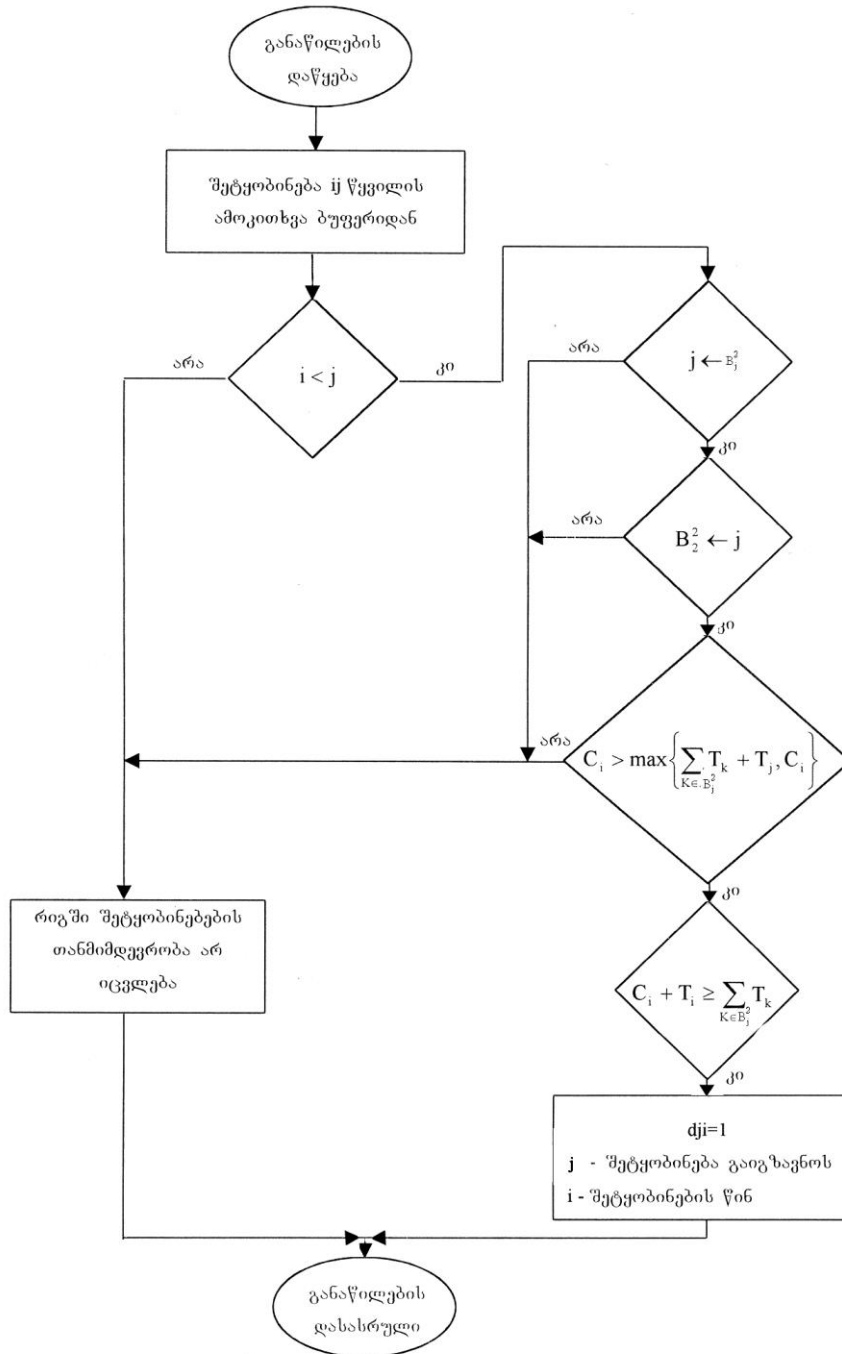
ალგორითმი 1. ალგორითმის ბლოკ-სქემა, რომელიც ასახავს სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისზე ჭარბი პაკეტების გაცემის პრიორიტეტების განსაზღვრას, ნაჩვენებია ნახ.18 -ზე

ამ ალგორითმის მიხედვით, თუ ჭარბი პაკეტების ნებისმიერი ij წყვილისათვის, ისეთის, რომლის დროსაც სრულდება პირობები $B_i^2 \leftarrow j$ და $C_i \leq \max\{\sum_{K \in B_j^2} T_k + T_j, C_j\}$, მაშინ ამ საკომუტაციო კვანძის ბუფერიდან გასაცემი პაკეტების ოპტიმალურ თანამიმდევრობაში i პაკეტის გაგზავნა წინ უნდა უსწრებდეს j პაკეტის გაგზავნას.

ალგორითმი 2. სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ბუფერული მეხსიერებიდან გამოსასვლელ ინტერფეისზე ჭარბი პაკეტების გაცემის ოპტიმალური თანამიმდევრობა განისაზღვრება ნახ. 19-ზე გამოსახული გრაფსქემით:



ნახ. 18. სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისზე (გამოსა-სვლელ პორტებზე) ჭარბი პაკეტების გაცემის პრიორიტეტების განსაზღვრა (ალგორითმი 1).



ნახ. 19. სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისზე (გამოსა-სვლელ პორტებზე) ჭარბი პაკეტების გაცემის პრიორიტეტების განსაზღვრა (ალგორითმი 2).

ჭარბი პაკეტების თანამიმდევრობების განსაზღვრის აღნიშნული ალგორითმის (ალგორითმი 2) მიხედვით, თუ პაკეტების ნებისმიერი

წყვილისათვის (ij) ისეთის, რომ $i < j$ და ამასთან ცნობილია $j \leftarrow B_i^1$ და $j \leftarrow B_i^2$ და ასევე სრულდება უტოლობები:

$$C_i \leq \max\left\{ \sum_{k \in B_j^2} T_k + T_j, C_j \right\},$$

$$C_i + T_i \geq \sum_{k \in B_j} T_k, \text{ მაშინ ოპტიმალურ თანამიმდევრობაში ჯერ უნდა}$$

გაიგზავნოს j პაკეტი, ხოლო შემდეგ – i პაკეტი.

ზემოთშემუშავებული ალგორითმი 1 და ალგორითმი 2 – ების მუშაობის კორექტულობა ექსპერიმენტულად შემოწმებულია მომდევნო პარაგრაფში.

3.3. ქსელური სისტემის მომსახურების ალგორითმების მუშაუნარიანობისა და მათი გამოყენების ეფექტურობის ექსპერიმენტული შემოწმება

ამ პარაგრაფში წარმოდგენილია სადისერტაციო ნაშრომში შემუშავებული ქსელური ანალიზატორის მუშაობის რამოდენიმე ალგორითმის ექსპერიმენტული შემოწმება. პირველი მათგანი წარმოადგენს კომპიუტერული ქსელის ჭარბი დატვირთვების დროს (პიკის საათებში) სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძების ბუფერული მეხსიერების პრიორიტეტული ზონების საჭირო მოცულობების ოპერატიული განსაზღვრა და მათი გამოყოფა ჭარბი პაკეტების დეიტაგრამების დროებითი განთავსების მიზნით. ამ ალგორითმის შესამოწმებლად შევიმუშავეთ შემდეგი მეთოდოლოგიური მიდგომა. პირობითად ავიღოთ ჭარბი პაკეტების ნაკადების გარკვეული რაოდენობა. ჩვენი ექსპერიმენტისათვის, კერძოდ, შერჩეულია 5 სხვადასხვა ინტენსიობის ნაკადი, რაც იმას ნიშნავს, რომ დავუშვათ ქსელის რომელიმე სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძში პიკური დატვირთვის რომელიმე მომენტში მის შემავალ ინტერფეისში დაგროვდა სხვადასხვა რაოდენობის ჭარბი პაკეტების მქონე 5 ნაკადი (თუმცა პრაქტიკულ შემთხვევებში ქსელის რეალური მუშაობისას ასეთი ნაკადების რაოდენობა შეიძლება იყოს არა 5, არამედ რამოდენიმე ათეული და ასეულებიც კი), რომელთა პაკეტები საჭიროებენ საკომუტაციო კვანძის ბუფერული მეხსიერების ზონებში მათ დროებით

განთავსებას როგორც ადრე აღნიშნეთ, ისინი რომ არ დამახინჯდნენ, ან არ დაიკარგონ მარშრუტების მიხედვით საკომუტაციო კვანძში მათი განაწილებისას პიკური დროის გასვლამდე. აღნიშნულ ექსპერიმენტში სპეციალურად შემუშავებული მეთოდის მიხედვით ანალიზატორმა უნდა გამოითვალოს:

1. ბუფერული მეხსიერების რა მოცულობებია საჭირო (კერძოდ, მეხსიერების რამდენი პრიორიტეტული ზონაა საჭირო);
2. ჭარბი პაკეტების დეიტაგრამების რა რაოდენობა შეიძლება განთავსდეს ამ ზონებში;
3. წინასწარ განსაზღვროს ბუფერული მეხსიერების ზონებში ჭარბი პაკეტების ყოფნის (ე.ი. მათი დაყოვნების გამოსასვლელ პორტებზე მათ გაცემამდე) დროითი ხანგძლიობები;
4. ჩაატაროს საკონტროლო ჯამების შემოწმება თითოეულ ნაკადში შემავალი ჭარბი პაკეტებისათვის.

ზემოთხამოთვლილ შემოწმებებს ითვალისწინებს №1 ექსპერიმენტი.

ანალიზატორის ერთ-ერთ ამოცანას წარმოადგენს, აგრეთვე, ის, რომ მან ოპტიმალურად მოახდინოს პაკეტების სიჭარბის განაწილება, ე.ი. მან უნდა განსაზღვროს კვანძის ბუფერის ზონებიდან გამოსასვლელ პორტებზე მიერთებულ საკომუნიკაციო არხებზე ჭარბი პაკეტების გაცემის ოპტიმალური თანამიმდევრობა (ე.ი. უნდა მოხდეს ანალიზატორის იმ ალგორითმების მუშაობის ექსპერიმენტული შემოწმება, რომლებიც დამუშავებული გექონდა წარმოდგენილი ნაშრომის წინა, §3.2-ში). ნაშრომში შემუშავებული ანალიზატორის მიერ ჭარბი პაკეტების ოპტიმალური განაწილების ამ მეთოდების შემოწმების შედეგები ასახულია №2 ექსპერიმენტში. ამ უკანასკნელისათვის ისინი წარმოდგენილია საექსპერიმენტო ვარიანტების სახით (კერძოდ, ორი ვარიანტის სახით, შესაბამისი ცხრილების დახმარებით). ამასთან პირველი ვარიანტის განხილვის განხილვის დროს, როცა გათვალისწინებული არ არის საკომუტაციო კვანძის პროცესორში მათი დამუშავების დრო და მეორე გათვალისწინებულია ეს დრო (ანუ სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, განსაზღვრულია საკომუტაციო კვანძის პროცესორში ამა თუ იმ პაკეტის დამუშავების დასაშვები საჭირო ვადა).

№1 ექსპერიმენტის ამოცანის საწყისი მონაცემები

დავუშვათ, ქსელის პიკური დატვირთვის მომენტში სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის შესასვლელ ინტერფეისში დაგროვდა ჭარბი პაკეტებისაგან შემდგარი 5 საინფორმაციო ნაკადი. ექსპერიმენტის ამოცანაა განსაზღვროს ანალიზატორმა თითოეულ ნაკადში შემავალი ჭარბი პაკეტების ჯამური დროითი ხანგძლიობები და გამოითვალოს რა რაოდენობის ბუფერული მესხიერების ზონებია საჭირო თითოეული ნაკადისთვის მათში შემავალი ჭარბი პაკეტების შემცველი დეიტაგრამების დროებითი განთავსებისას საკომუტაციო კვანძის დატვირთვის პიკური დროის ამოწურვამდე.

1. პირველი ჭარბი პაკეტების ნაკადი შეიცავს 10 ჭარბ პაკეტს (თითოეულის დროითი ხანგძლიობებია შესაბამისად 11, 5, 10, 8, 7, 13, 15, 3, 9 და 4 მკწმ);
2. მეორე ნაკადი შეიცავს 7 ჭარბ პაკეტს (ანალოგიურად ამ ნაკადისთვის: 8, 10, 5, 9, 3, 4, 7 მკწმ);
3. მესამე ნაკადი შეიცავს 6 ჭარბ პაკეტს (12, 3, 5, 8, 10, 9 მკწმ);
4. მეოთხე ნაკადი შეიცავს 11 ჭარბ პაკეტს (15, 13, 10, 7, 9, 10, 10, 5, 7, 10, 11 მკწმ);
5. მეხუთე ნაკადი შეიცავს 12 ჭარბ პაკეტს (20, 15, 18, 9, 13, 17, 7, 9, 10, 13, 14, 15 მკწმ).

ექსპერიმენტის რეალიზაცია

აღნიშნული მონაცემების შეტანისას ქსელურ ანალიზატორში, მასში ჩატარებული გამოთვლების თანამიმდევრობები (ე.ი. თითოეული ჭარბი ნაკადის ჯამური ხანგძლიობებისა და ბუფერის ზონალური მონაკვეთების რაოდენობის თანამიმდევრობები) პაკეტების გამანაწილებელი კვანძის ოპერაციულ მოწყობი-ლობებში წარმოდგენილია შემდეგი ლისტინგებით:

დისტინგი 3.3.1 (ჭარბი პაკეტების პირველი ნაკადისათვის).

11	8	7	6	4	3	2	1	1X3=3	0	0
5	2	1	1X8=8	0	0	0	0	0	0	0
10	7	6	5	3	2	1	1X4=4	0	0	0
8	5	4	3	1	1X6=6	0	0	0	0	0
7	4	3	2	2X7=14	0	0	0	0	0	0
13	10	9	8	6	5	4	3	2	2X2=4	2
15	12	11	10	8	7	6	5	4	2	2X1=2
3	1X10=30	0	0	0	0	0	0	0	0	0
9	6	5	4	2	1	1X5=5	0	0	0	0
4	1	1X9=9	0	0	0	0	0	0	0	0

საკონტროლო ჯამები: $K_1=11+5+10+8+7+13+15+3+9+4=85$

$$K_2=30+9+8+14+6+5+4+3+4+2=85$$

$$K_1=K_2=85$$

დისტინგი 3.3.2 (ჭარბი პაკეტების მეორე ნაკადისათვის)

8	5	4	3	1	13=3	0	0
10	7	6	5	3	2	1	1X1=1
5	2	1	1X5=5	0	0	0	0
9	6	5	4	2X4=8	2	1	12=2
3	3X7=21	0	0	0	0	0	0
4	1	1X6=6	0	0	0	0	0
7	4	3	2	0	0	0	0

საკონტროლო ჯამები: $K_1=8+10+5+9+3+4+7=46$

$$K_2=21+6+5+8+3+2+1=46$$

$$K_1=K_2=46$$

დისტინგი 3.3.3 (ჭარბი პაკეტების მესამე ნაკადისათვის)

12	9	7	4	3	2	2X1=2
3	3X3=18	0	0	0	0	0
5	2	2X5=10	0	0	0	0
8	5	3	3X4=12	0	0	0
10	7	5	2	1	1X2=2	0
9	6	4	1	1X3=3	0	0

საკონტროლო ჯამები: $K_1=12+3+5+8+10+9=47$

$K_2=18+10+12+3+2+2=47$

$K_1= K_2=47$

20	13	11	10	7	6	5	3	2	$2X1=2$
15	8	6	5	2	1	$1X5=5$	0	0	0
18	11	9	8	5	4	3	1	$1X2=2$	0
9	2	0	0	0	0	0	0	0	0
13	6	4	3	0	0	0	0	0	0
17	10	8	7	4	3	2	$2X3=6$	0	0
7	$7X12=84$	0	0	0	0	0	0	0	0
9	2	$2X11=22$	0	0	0	0	0	0	0
10	3	1	$1X9=9$	0	0	0	0	0	0
13	6	4	3	$3X8=24$	0	0	0	0	0
14	7	5	4	1	$1X6=6$	0	0	0	0
15	8	6	5	2	1	0	0	0	0

ღისტინგი 3.3.4 (ჭარბი პაკეტების მეოთხე ნაკადისათვის)

15	10	8	6	5	4	2	$2X1=2$
13	8	6	4	3	2	$2X2=4$	0
10	5	3	1	0	0	0	0
7	2	$2X10=20$	0	0	0	0	0
9	4	2	$2X8=16$	0	0	0	0
10	5	3	1	0	0	0	0
10	5	3	1	0	0	0	0
5	$5X11=55$	0	0	0	0	0	0
7	2	0	0	0	0	0	0
10	5	3	1	$1X7=7$	0	0	0
11	6	4	2	1	$1X3=3$	0	0

საკონტროლო ჯამები: $K_1=15+13+10+7+9+10+10+5+7+10+11=107$

$K_2=55+20+16+7+3+4+2=107$

$K_1= K_2=107$

ღისტინგი 3.3.5. (ჭარბი პაკეტების მეხუთე ნაკადისათვის)

საკონტროლო ჯამები: $K_1=20+15+18+9+13+17+7+9+10+13+14+15=160$

$K_2=84+22+9+24+6+5+6+2+2=160$

$K_1= K_2=160$

წარმოდგენილ ნაშრომში შემუშავებული მეთოდის თანახმად საკომუტაციო კვანძის შემავალ ინტერფეისზე დაგროვილი ჭარბი პაკეტების დროებით განსათავსებლად საკომუტაციო კვანძის ბუფერულ მესხიერებაში ანალიზატორი გამოთვლების თითოეულ იტერაციაზე განსაზღვრავს როგორც პაკეტების სიჭარბის რაოდენობრივ კლებადობასა და მათ რიცხვს განაწილების მომდევნო იტერაციაში მონაწილეობის მისაღებად, ასევე მესხიერების პრიორიტეტული ზონების რაოდენობას ჭარბი პაკეტების განაწილების დასრულებამდე.

ამ ოპერაციის მსვლელობასა და მათ შედეგებს ნათლად ასახავს ცხრ.5 – ცხრ.9 ცხრილები. თითოეული იტერაციის შედეგი აღნიშნულ ცხრილებში ნაჩვენებია პატარა წრეხაზებში ჩაწერილი რიცხვებით. ისინი შესაკრებების სახით მიეწოდებიან ჭარბი პაკეტების ანალიზატორის დამგროვებელ ამჯამავს, ხოლო საკონტროლო ჯამების მნიშვნელობები თითოეული ნაკადისათვის და ჭარბი პაკეტების განსათავსებლად საჭირო ბუფერული მესხიერების პრიორიტეტული ზონების საერთო რაოდენობა ნაჩვენებია წარმოდგენილი ცხრ.5 – ცხრ.9 ცხრილების ბოლო სტრიქონებში.

ქვემოთ ნაჩვენებ ცხრილებში ცხრ.5 – ცხრ.9 თითოეული იტერაციის სვეტებში ციფრებით 1, 2, 3 მიღებულია შემდეგი აღნიშვნები: 1 – იტერაციაში მონაწილე პაკეტების რაოდენობა; 2 – დეიტაგრამების უმცირესი მნიშვნელობა; 3 – იტერაციის შედეგი.

ცხრილი 5. განაწილება ჭარბი პაკეტების პირველი ნაკადისათვის

კვანძში		I იტერაცია			II იტერაცია			III იტერაცია			IV იტერაცია			V იტერაცია			VI იტერაცია			VII იტერაცია			VIII იტერაცია			IX იტერაცია			X იტერაცია					
დაგროვილი	ჭარბი																																	
საერ	დეიტ.	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3
თო	რა-ბა																																	
რაოდ	პაკ-																																	
ენობა	ში																																	
	11				8			7			6			4			3			2			1			0			0					
	5				2			1			0			0			0			0			0			0			0					
	10				7			6			5			3			2			1			0			0			0					
	8				5			4			3			1			0			0			0			0			0					
10	7	10	3	3x10 30	9	4	1x9 9	8	3	1x8 8	7	2	2x7 14	6	0	1x6 6	5	0	1x5 5	4	0	1x4 4	3	0	1x3 3	2	0	2x2 4	1	0	2x1 2			
	13				10			9			8			6			5			4			3			2			0					
	15				12			11			9			8			7			6			5			4			2					
	3				0			0			0			0			0			0			0			0			0					
	9				6			5			4			2			1			0			0			0			0					
	4				1			0			0			0			0			0			0			0			0					

საკონტროლო ჯამების მნიშვნელობები 85

მეხსიერების პრიორიტეტული ზონების საერთო რაოდენობა 10

ცხრილი 6. განაწილება ჭარბი პაკეტების მეორე ნაკადისათვის.

კვანძში დაგროვილი ჭარბი პაკეტები საერთო რაოდენობა	I იტერაცია			II იტერაცია			III იტერაცია			IV იტერაცია			V იტერაცია			VI იტერაცია			VII იტერაცია		
	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3
	7	3		6			5			4			3			2			1		
8				5			4			3			1			0					
10				7			6			5			3			2					
5				2			1			0			0			0					
7	7	3	3x7 21	6		1x6 6	5		1x5 5	4		2x4 8	3		1x3 3	2		1x2 2	1		1x1 1
3				0			0			0			0			0			0		
4				1			0			0			0			0			0		
7				4			3			2			0			0			0		

საკონტროლო ჯამების მნიშვნელობები 46

მესსიერების პრიორიტეტული ზონების საერთო რაოდენობა 7

ცხრილი 7. განაწილება ჭარბი პაკეტების მესამე ნაკადისათვის.

კვანძი დაგროვილი ჭარბი პაკეტები საერთო რაოდენობა	I იტერაცია			II იტერაცია			III იტერაცია			IV იტერაცია			V იტერაცია			VI იტერაცია			
	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	
12					9			7		4				3				2	
3					0			0		0				0				0	
6	5	6	3	3x6 18	5	2	2x5 10	4	0	3x4 12	3	0	1x3 3	2	0	1x2 2	1	0	2x1 2
8					5			3		0			0					0	
10					7			5		2			1					0	
9					6			4		1			0					0	

საკონტროლო ჯამების მნიშვნელობები 47

მესსიერების პრიორიტეტული ზონების საერთო რაოდენობა 6

ცხრილი 8. განაწილება ჭარბი პაკეტების მეოთხე ნაკადისათვის.

კვანძში დაგროვილი ჭარბი პაკეტები საერთო რაოდენობა	I იტერაცია			II იტერაცია			III იტერაცია			IV იტერაცია			V იტერაცია			VI იტერაცია			VII იტერაცია			
	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	
	11	5	55	10	5	20	8	3	16	7	1	7	1	0	3	3	0	4	2	0	2	
15				10				8				6		5		4				2		
13				8				6				4		3		2				0		
10				5				3				1		0		0				0		
7				2				0				0		0		0				0		
9				4				2	2x8			0	1x7		0	1x3				0		
11	11	5	55	10	5	20	8	3	16	7	1	7	1	0	3	0	4	2	0	2	0	2
10				5				3				1		0		0				0		
5				0				0				0		0		0				0		
7				2				0				0		0		0				0		
10				5				3				1		0		0				0		
11				6				4				2		1		0				0		

საკონტროლო ჯამების მნიშვნელობები 107

მეხსიერების პრიორიტეტული ზონების საერთო რაოდენობა 7

ცხრილი 9. განაწილება ჭარბი პაკეტების მეოთხე ნაკადისათვის.

კვანძში დაგროვილი ჭარბი პაკეტები საერთო რაოდენობა	I იტერაცია			II იტერაცია			III იტერაცია			IV იტერაცია			V იტერაცია			VI იტერაცია			VII იტერაცია			VIII იტერაცია			IX იტერაცია					
	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3
	20				13			11			1			7			6			5			3			2				
15				8			6			0			2			1			0			0			0					
18				11			9			5			5			4			3			1			0					
9				2			0			8			0			0			0			0			0					
13				0			4			0			0			0			0			0			0					
12	17	1	7	7x12	2	6	2x11	1	8	1x9	8	3	3x8	6	4	1x6	5	3	1x5	3	2	2x3	2	0	1x2	1	0	2x1	0	
7	2		84	10	22		9		7	24		0	6		0	5		0	6		0	2		0	2		0	2		
9				0			0			0			0			0			0			0			0					
10				2			1			0			0			0			0			0			0					
13				3			4			0			0			0			0			0			0					
14				6			5			3			1			0			0			0			0					
15				7			6			4			2			1			0			0			0					
				8						5																				

საკონტროლო ჯამების მნიშვნელობები 160

მესხიერების პრიორიტეტული ზონების საერთო რაოდენობა 9

№2 ექსპერიმენტის ამოცანა და საწყისი მონაცემები

ა) ექსპერიმენტის ამოცანა. შევამოწმოთ წარმოდგენილ ნაშრომში შემუშავებული ალგორითმის მუშაობის კორექტულობა, რომლის ძირითადი მიზანია წარმოდგენილ ნაშრომში შემუშავებული ქსელური ანალიზატორის მიერ საკომპუტაციო კვანძის ბუფერულ მეხსიერებაში განთავსებული ჭარბი პაკეტების ქვემოთ მოცემული სიმრავლიდან სატრანზიტო-საკომპუტაციო კვანძის გამოსასვლელი ინტერფეისის პორტებზე გასაცემი პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობის (Iოპტ) განსაზღვრა. აღნიშნული ექსპერიმენტი შესაძლებელია ჩავატაროთ 2 ვარიანტად. პირველი ვარიანტის დროს გათვალისწინებული არ არის ანალიზატორის მიერ ბუფერულ მეხსიერებაში განთავსებული ჭარბი პაკეტების ყოფნის დასაშვები ვადები (ამ რეჟიმში მუშაობისას ანალიზატორის შესაბამისი მუშა პროგრამა) ამორთულია. ხოლო მეორე ვარიანტის დროს ეს ვადები (იგი აღვნიშნოთ C_i - ით) გათვალისწინებულია.

ბ) საწყისი მონაცემები

ვარიანტი 1. დაუშვათ კომპიუტერული ქსელის რომელიმე N – ური სატრანზიტო-საკომპუტაციო კვანძის შესასვლელ ინტერფეისში პუკური დატვირთვის t სხვადასხვა დროითი მომენტისათვის იმყოფება ოთხი სხვადასხვა i_1, i_2, i_3 და i_4 შეტყობინება (ჭარბი პაკეტი), რომელთა დროითი პარამეტრები (მკვშ-ში) შესაბამისად შემდეგია:

პირველი i_1 ჭარბი პაკეტისათვის $\langle t_i=0; T_i=5; \tau_i=45; \gamma_i=1 \rangle$

მეორე i_2 ჭარბი პაკეტისათვის $\langle t_i=5; T_i=15; \tau_i=30; \gamma_i=4 \rangle$

მესამე i_3 ჭარბი პაკეტისათვის $\langle t_i=7; T_i=3; \tau_i=70; \gamma_i=17 \rangle$

მეოთხე i_4 ჭარბი პაკეტისათვის $\langle t_i=15; T_i=20; \tau_i=40; \gamma_i=11 \rangle$

ზემოთნაჩვენები i_1-i_4 პაკეტებისათვის ანალიზატორების შესაბამისი საწყისი მონაცემები წარმოვადგინოთ ცხრ. 9 – ის სახით.

ცხრილი 10. ანალიზატორის საწყისი მონაცემის ცხრილი.

ჭარბი პაკეტის რიგითი ნომერი (i)	ანალიზატორის შესასვლელზე ჭარბი პაკეტების მიწოდების დრო t_i (მკწმ)	ნალიზატორში ჭარბი პაკეტის დამუშავების საშუალო დრო T_i (მკწმ)	ბუფერულ მეხსიერებაში ჭარბი პაკეტის ყოფნის დრო t (მკწმ)	ჭარბი პაკეტის დაყოვნების წონა χ_i (მთელი რიცხვია)
1	0	5	45	1
2	5	15	30	4
3	7	3	70	17
4	15	20	40	11

ცხრ.9 ასახავს, რომ მაგალითად, $T_i=20$ მკ.წმ დროითი მომენტისათვის (მეოთხე ჭარბი პაკეტის მიწოდების დროის მომენტი-სათვის შესასვლელ ინტერფეისში დაგროვდა და ანალიზატორის მიერ სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ბუფერულ მეხსიერებაში განთავსდა ოთხი ჭარბი პაკეტი). ამ ოთხი ჭარბი პაკეტიდან i_1 პაკეტისათვის ანალიზატორის პროცესორზე მიწოდების დროის მომენტი ჩათვლილია 0 – ის ტოლად ე.ი. $t_{i1}=0$ მკ.წმ (იგულისხმება, რომ პირველი ჭარბი პაკეტიც გასანაწილებლად მიეწოდება მაშინვე). ანალიზატორის პროცესორში დამუშავების დროს, როგორც ეს ცხრ. 9-დან ჩანს, შეადგენს $T_{i1} = 5$ მკ.წმ – ს. ანალიზატორის მიერ პრიორიტეტულ რიგში ჩასაყენებლად ბუფერულ მეხსიერებაში ყოფნის დრო შეადგენს $\tau_i=45$ მკ.წმ – ს, ხოლო ამ ჭარბი პაკეტის დაყოვნების წონა $\chi_{i1}=1$. ანალოგიური საწყისი პარამეტრების მნიშვნელო-ბები დანარჩენი i_2, i_3 და i_4 ჭარბი პაკეტებისათვის ასევე ასახულია ცხრ. 9 – ში.

ექსპერიმენტის რეალიზაცია. აღნიშნულ სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძში პაკეტების ყოფნისას, რაც გაიგივებულია კვანძის ამ ანალიზატორის პროცესორში პაკეტების დამუშავების დროსთან, განისაზღვრება თითოეული i ჭარბი პაკეტის (რომელიც დგას S –ურ ადგილზე პაკეტების გასაცემად რიგში) ბუფერული მეხსიერებიდან

კვანძის პორტებზე გაცემის თანამიმდევრობა. ამას ანალიზატორი აწარმოებს მეთოდით, რომელიც დამუშავებული გექონდა წარმოდგენილი სადისერტაციო ნაშრომის ამავე, მე-3 თავში მოყვანილი შესაბამისი ანალიზური გამოსახულების საფუძველზე. მის მიხედვით ანალიზატორის პროგრამული უზრუნველყოფა “კარნახობს” პროცესორს გამოიმუშაოს i ჭარბი პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობა, რომელსაც იგი დაუყოვნებლივ გასცემს N -ური სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსახველი ინტერფეისის პორტებთან მიერთებულ საკომუნიკაციო არხებზე. ჭარბი პაკეტების $I_{\text{ოპტ}}$ თანამიმდევრობის განსაზღვრა, როგორც ამას ითვალისწინებს ნაშრომში დამუშავებული ალგორითმები, ანალიზატორის მიერ დაიყვანება M_i ($i=1,2,\dots,m$) მატრიცების მიმდევრობით შედგენაზე და მათ ანალიზზე. ჩვენს შემთხვევაში საქმე გვაქვს ოთხ ასეთ მატრიცასთან M_i ($i=1,2,3,4$) M_1, M_2, M_3 და M_4 . ამ მატრიცებში სიმბოლოებით “X” აღნიშნულია ის ელემენტები, რომლებიც არ არიან განსაზღვრული ალგორითმი 1 და ალგორითმი 2-ში დამატებით შეტანილი პირობების მიხედვით (რომლებიც ასევე შესაძლებელია ჩამოყალიბდეს სხვა ალგორითმის 3, ალგორითმი 4 და ა.შ. სახით. ეს პირობები წარმოდგენილ სადისერტაციო ნაშრომში განხილული არ არის. ისინი ექვემდებარება შემდგომი გამოკვლევის ჩატარებას). $M_1 - M_4$ მატრიცები, რომლებიც ცხრ. 9-ში ასახული მონაცემების საფუძველზე ფორმირებულია ანალიზატორის მიერ, ისინი ნაჩვენებია ცხრ. 10-ში, სადაც ჭარბი პაკეტების (მატრიცის ჰორიზონტალურ სტრიქონებში) და მათი კომბინაციების (გაცემის თანამიმდევრობების, რომლებიც ნაჩვენებია მატრიცების ვერტიკალურ სვეტებში) დაყოვნების წონები გამოხატულია კოეფიციენტებით. ე.ი. მატრიცების სვეტებისა და სტრიქონებისა გადაკვეთაზე. ამგვარად, ამ მატრიცებში წონების შესაბამისად გამოხატულია ჭარბი პაკეტების სხვადასხვა თანამიმდევრობების გაცემის ოპტიმალური მნიშვნელობები. ამ მნიშვნელობებს ანალიზატორის პროცესორი ითვლის მანქანური პროგრამის დახმარებით, რომელიც პოულობს წარმოდგენილ ნაშრომში ნაჩვენებ პირობას $P(I_{\text{ოპტ}}) = \min \{P(I_k)\}$. თუ კარგად დავაკვირდებით და გავანალიზებთ $M_1 - M_4$ მატრიცებში სიდიდეების მნიშვნელობებს პაკეტების სხვადასხვა თანამიმდევრობებისათვის, ისინი სხვადასხვაა და იცვლე-

ბიან იმის და მიხედვითაც თუ რამდენი წყვილის გადაცემები სწარმოებს თითოეულ თანამიმდევრობაში.

ცხრილი 11. გამოსასვლელ ინტერფეისზე, ჭარბი პაკეტების თანამიმდევრობა.

				მატრიცა M1
I_{e1}	ჭარბი პაკეტების ნომრები i			
	<1>	<2>	<3>	<4>
<1>	X	X	382	355
<2>	X	X	X	X
<3>	300	443	X	58
<4>	320	X	887	X

				მატრიცა M2
I_{e2}	ჭარბი პაკეტების ნომრები i			
	<1>	<2>	<3>	<4>
<31>	X	556	X	663
<41>	X	X	1017	X
<32>	486	X	Z	934
<34>	676	1091	X	X

				მატრიცა M3
I_{e3}	ჭარბი პაკეტების ნომრები i			
	<1>	<2>	<3>	<4>
<321>	X	X	X	1062
<314>	X	1259	X	X
<324>	1285	X	X	X

				მატრიცა M4
I_{e4}	ჭარბი პაკეტების ნომრები i			
	<1>	<2>	<3>	<4>
<3214>	X	X	X	X

ცხრ. 10 – ზე ნაჩვენები M1 – M4 მატრიცების ანალიზიდან ჩანს, რომ I_{e4} თანამიმდევრობა (ნაჩვენები M4 მატრიცაში) წარმოადგენს სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისზე (კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე) გასაცემი ჭარბი პაკეტების ოპტიმალურ (საძიებო) თანამიმდევრობას. ამგვარად საწყისი მონაცემების შეტანის შემდეგ ანალიზატორმა ავტომატურად გამოთვალა და შეარჩია $I_{ოპტ} = I_{e4} = \langle 3214 \rangle$ თანამიმდევრობა, რაც შინაარსოვრივად ნიშნავს იმას, რომ ქსელის არხში ამ N-ური სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძიდან ჯერ უნდა გადაიცეს ჭარბი პაკეტების თანამიმდევრობაში ის პაკეტი, რომლის რიგითი ნომერია $i=3$, მერე – $i=2$, ხოლო შემდეგ შესაბამისად $i=1$ და მეოთხე $i=4$ პაკეტები, ვინაიდან პაკეტების გაცემის ასეთი თანამიმდევრობა $\langle 3214 \rangle$ უზრუნველყოფს მიზნობრივი ფუნქციის ოპტიმალურ შესრულებას, რადგან ყველა დანარჩენი მნიშვნელობებიდან ყველაზე მინიმალურია $P(I_{ოპტ})=1062$ (ეს ციფრი ცხრ. 10–ზე ნაჩვენებია M3 მატრიცაზე $\langle 321 \rangle$ თანამიმდევრობისა და i_4 რიგითი ნომრის მქონე ჭარბი პაკეტის გადაკვეთაზე).

იმისათვის, რომ უფრო გასაგები იყოს ანალიზატორის ფუნქციონირება, განვმარტოთ დაწვრილებით თითოეული მატრიცის შემცველობა:

მსჯელობა M1 მატრიცის მიხედვით. ამ მატრიცაში ურთიერთშეჯერება ხდება მის სტრიქონებზე და სვეტებზე განლაგებული ჭარბი ერთჯერადი პაკეტების (საკომუტაციო კვანძიდან მათი გაცემის თანამიმდევრობის კომბინაციების გარეშე). M1 მატრიცის სვეტებისა და სტრიქონების გადაკვეთაზე ნაჩვენებია დაყოვნების წონები (მთელი რიცხვები 300, 320, 443, 382, 887, 355, 580). ანალიზატორის მიერ მოიძებნება ამ წონების ამსახველი კოეფიციენტებიდან უმცირესი მნიშვნელობა (ასეთია 300), რომლის მიხედვითაც “გვკარნახობს”, რომ საკომუტაციო კვანძის ბუფერული მესხიერებიდან ის სამი პაკეტის შემდეგ უნდა გაიცეს i_1 პაკეტი. ამგვარად, M1 მატრიცის მიხედვით ჩანს, რომ თუ გვაქვს გასაცემი ოთხი $\langle 1 \rangle$, $\langle 2 \rangle$, $\langle 3 \rangle$, $\langle 4 \rangle$ პაკეტი, ამ 4 პაკეტიდან ჯერ უნდა გაიცეს $\langle 3 \rangle$ პაკეტი, ხოლო მის შემდეგ $\langle 1 \rangle$, ვინაიდან დაყოვნების კოეფიციენტს $\langle 3 \rangle$ და $\langle 1 \rangle$ - ის გადაკვეთაზე აქვს ყველაზე ნაკლები მნიშვნელობა 300.

მსჯელობა M2 მატრიცის მიხედვით. ვთქვათ მესხიერების ბუფერიდან გაცემული გვაქვს უკვე შემდეგი კომბინაციები <31> <41> <32> <34> (M2 მატრიცის ვერტიკალური სვეტი). გვინტერესებს პასუხი კითხვაზე: ამ 4 გაცემული კომბინაციის შემდეგ რომელი პაკეტი უნდა გაიცეს? ამისათვის ანალიზატორის პროცესორი ძებნის პაკეტს რომელსაც უკვე გაცემული პაკეტების კომბინაციებიდან მის გადაკვეთაზე ექნება დაყოვნების კოეფიციენტის მინიმალური მნიშვნელობა. ასეთი არის <32> და <1> (ჰორიზონტალურ სტრიქონზე მდებარე) გადაკვეთაზე სიდიდე 486. ე.ი. <32> მიმდევრობის გაცემის შემდეგ საკომუტაციო კვანძიდან უნდა გაიცეს ჭარბი <1> პაკეტი. ე.ი. გაცემის მომდევნო თანამიმდევრობა იქნება <321> კომბინაცია, რაც ნიშნავს იმას, რომ თუ კვანძის ბუფერიდან უკვე გაიცა მე-3 და მე-2 ჭარბი პაკეტი მათ შემდეგ უნდა გაიცეს 1-ლი ჭარბი პაკეტი.

მსჯელობა M3 მატრიცის მიხედვით. ამ მატრიცის ანალიზისას იბადება კითხვა: <321> გაცემული კომბინაციების შემდეგ რომელი მომდევნო ჭარბი პაკეტი უნდა გადაიცეს? ცხადია მე-4, ე.ი. <4>, ვინაიდან <321> -სა და <4> -ის გადაკვეთაზე დაყოვნების კოეფიციენტს აქვს ყველაზე მინიმალური მნიშვნელობა 1062.

მსჯელობა M4 მატრიცის მიხედვით. ამგვარად ამ მატრიცაში დაფორმირდა 4 ჭარბი პაკეტის <3214> თანამიმდევრობა. ცხადია ანალიზატორი ბუფერული მესხიერებიდან ყველა მატრიცის საბოლოო შეჯერებით გასცემს ასეთ <3214> თანამიმდევრობას.

ვარიანტი 2. იმის და მიხედვით თუ რა ხანგძლიობისაა N-საკომუტაციო კვანძზე მიწოდებული თითოეული ჭარბი პაკეტი, ანალიზატორის მიერ მათ განესაზღვრებათ, აგრეთვე, მის პროცესორებში (საკომუტაციო კვანძი წარმოადგენს მრავალპროცესორულ მოწყობილობას) მათი დამუშავების დროის ხანგძლიობა. ცხადია, თუ პაკეტის სიგრძე გრძელია, მისი დამუშავების დროითი მნიშვნელობაც საკომუტაციო კვანძში საჭიროებს შედარებით მეტ ხანგძლიობას, ანუ სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, საჭიროა კვანძის ანალიზატორში (უფრო ზუსტად, სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის პროცესორებში) მათი ყოფნის ხანგძლიობის, ანუ მათი დამუშავებისათვის დასაშვები აუცილებელი ვადების გათვალისწინება.

დაუშვათ ქსელის სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ბუფერულ მესხიერებაში ანალიზატორმა განსაზღვრა მოცულობები და მისი ბუფერული მესხიერების ზონებში განათავსა $1 \div 9$ ჭარბი პაკეტი. ამ ექსპერიმენტის (№2 ვარიანტის) მიზანია დავაკვირდეთ რას მოიმოქმედებს ანალიზატორი და ჭარბი პაკეტების როგორ თანამიმდევრობას "გვირჩევს" გაიცეს კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისზე ჭარბი პაკეტების ისეთი თანამიმდევრობა, რომელიც შეესაბამება ჭარბი პაკეტების შეყოვნების ჯამური დროის მინიმუმს წინასწარ მოცემული C_i ვადებთან მიმართებით. ამასთან თითოეული $m = i_1 \div i_9$ ჭარბი პაკეტებისათვის დაუშვათ, რომ ასევე ცნობილია ჩვენთვის სატრანზიტო-საკომუტაციო N - კვანძის ანალიზატორის პროცესორში ჭარბი პაკეტების დამუშავებისათვის საჭირო დროითი T_i სიდიდეები (საშუალო დროითი მნიშვნელობების, ე.ი. ანალიზატორში დამუშავებისათვის საჭირო დროითი ხანგრძლიობები), რომლებიც მოყვანილია ცხრ. 12-ში.

ვითვალისწინებთ, რა ალგორითმ 1 -ში და ალგორითმ 2 -ში (იხ. მე-3 თავი) ნაჩვენებ პირობებს, ანალიზატორის მიერ მიიღება ბინარული დამოკიდებულებების მატრიცა, რომელიც მოცემულია ცხრ.13-ის სახით.

ცხრილი 12. ანალიზატორის დროითი ხანგრძლიობები.

ჭარბი პაკეტი (i)	საკომუტაციო კვანძის პროცესორში ჭარბი პაკეტის დამუშავების საშუალო დრო (T_i)	საკომუტაციო კვანძის გამოსასვლელ ინტერფეისზე ჭარბი პაკეტების გასაცემი დასაშვები ვადა (C_i)
1	3	13
2	6	10
3	55	350
4	10	27
5	4	11
6	6	6
7	7	15
8	5	58
9	58	25

ცხრილი 13. ჭარბი პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობა.

ჭარბი პაკეტის რიგითი I	ჭარბი პაკეტები								
	1	2	3	4	5	6	7	8	9
1	0	1	1	1	0	0	1	1	1
2	0	0	1	1	0	0	1	1	1
3	0	0	0	0	0	0	0	0	0
4	0	0	0	0	0	0	0	1	1
5	1	1	1	1	0	0	1	1	1
6	1	1	1	1	1	0	1	1	1
7	0	0	1	1	0	0	0	1	1
8	0	0	1	0	0	0	0	0	1
9	0	0	1	0	0	0	0	0	0

აღნიშნული მატრიცის ანალიზის საფუძველზე ანალიზატორი “გვირჩევს” (რა თქმა უნდა მაგალითისათვის ცხრ. 12-ზე ნაჩვენები საწყისი მნიშვნელობების მიხედვით) სატრანზიტო – საკომუტაციო ამ N – მა კვანძმა გამოსასვლელ ინტერფეისზე უნდა გასცეს ჭარბი პაკეტების ოპტიმალური თანამიმდევრობა $I_{\text{ოპტ}} = \langle 651274983 \rangle$, რომელიც უზრუნველყოფს შეყვანებების ჯამური დროის (ხანგძლიობის) მინიმალურ მნიშვნელობას ამავე ცხრ. 12-ში ნაჩვენებ დასაშვებ ვადებთან (C_i) მიმართებით. აქვე შენიშვნის სახით უნდა აღინიშნოს, რომ ცხრ. 13-ის ანალიზის საფუძველზე $I_{\text{ოპტ}} = \langle 651274983 \rangle$ ოპტიმალური თანამიმდევრობები ანალიზატორმა შეარჩია პრიორიტეტული უპირატესობით იმის და მიხედვით, თუ რომელი ჭარბი პაკეტის სტრიქონის გასწვრივ აღმოჩნდა ყველაზე მეტი რაოდენობის “1”-ბი (ანუ რაც იგივეა, პირიქით – ყველაზე ნაკლები “0”-ბი). მაგალითად, ყველაზე მეტი “1”-ბი – 8 რაოდენობის აღმოჩნდა რიგით მე-6 (i_6) ჭარბ პაკეტს (ანუ ყველაზე ნაკლები რაოდენობის “0”-ბი), რის გამოც ქსელის ანალიზატორი მიიღებს გადაწყვეტილებას, რომ კვანძის ბუფერულ მექანიზმებში მყოფი პაკეტების სიმრავლიდან გამოსასვლელ პორტებზე პირველ რიგში უნდა გაიცეს მეექვსე (i_6) პაკეტი.

№1 ექსპერიმენტში მიღებული შედეგების ანალიზი და მათი შეფასება. როგორც დასაწყისში ვაჩვენეთ, ანალიზატორის მუშაობის ალგორითმების შემოწმების მიზნით პირობითად შერჩეულია 5 ნაკადი (ე.ი. მაგალითის დემონსტრირების მიზნით სიმარტივისათვის აღებულია 5 ნაკადი. მათი რაოდენობა პიკის საათებში რეალურად შეიძლება იყოს არა 5, არამედ, როგორც ვახსენეთ, შეიძლება მიაღწიოს რამოდენიმე ათეულ და ასეულსაც კი). ჩვენს შემთხვევაში პირველ ნაკადში პაკეტების სიჭარბე შეადგენს 10-ს; მეორეში 7-ს; მესამეში 6-ს; მეოთხეში 11-ს და მეხუთეში 12-ს.

ლისტინგ 3.3.1 და ცხრ. 5-დან ჩანს, რომ (პირველი ნაკადისათვის) ქსელის ანალიზატორმა ჭარბი პაკეტების ამ 10 რაოდენობიდან შეარჩია უმცირესი დროითი ხანგძლიობის მქონე (კერძოდ 3 მკწმ) პაკეტი და ეს დროითი ხანგძლიობა თავის ოპერაციულ მოწყობილობაში გაამრავლა ჭარბი პაკეტების საერთო რიცხვზე (ჭარბი პაკეტების ამ პირველი ნაკადისათვის). ე.ი. $3 \times 10 = 30$ და პირველი შესაკრების სახით შეიტანა დამგროვებელ ამჯამაჟში. ამის შემდეგ საწყის ჭარბ ყველა პაკეტს “ჩამოაჭრა” უმცირესი დროითი ხანგძლიობის მქონე დეიტაგრამები (ე.ი. ანალიზატორის ოპერაციულმა მოწყობილობამ ფაქტიურად ჩაატარა გამოკლების ოპერაციები ჭარბი პაკეტებიდან მოახდინა მესხიერების პირველ ზონაში მყოფი ჭარბი პაკეტების დეიტაგრამების ყოფნის დროითი ხანგძლიობების მნიშვნელობის, ე.ი. $11-3=8$; $5-3=2$; $10-3=7$; $8-3=5$; $7-3=4$; $13-3=10$; $15-3=12$; $3-3=0$; $9-3=6$ და $4-3=1$) ფორმირება. როგორც ვხედავთ, მესხიერების პირველ ზონაში I იტერაციის შედეგად დარჩა არა 10 პაკეტი (როგორც ეს იყო თავდაპირველად), არამედ 9 პაკეტი, რომელთაგან, როგორც მაღალი პრიორიტეტის მქონე მე-8 პაკეტი კვანძის გამოსასვლელ პორტზე გასაცემად მოათავსა, ანუ მოახდინა მესხიერების პირველი ზონის ფორმირება, რომელშიც (ბუფერულ მესხიერებაში) უნდა განთავსდეს 9 პაკეტი. ამის შემდეგ იტერაციის პროცესები კვლავ გაიმეორა: პირველ ზონაში მყოფი ჭარბი პაკეტებიდან შეარჩია უმცირესი ხანგძლიობის მქონე (კერძოდ, მეცხრე, ე.ი. 1მკწმ ხანგძლიობის მქონე) და ეს ციფრი გაამრავლა პირველ ზონაში დარჩენილი პაკეტების საერთო რაოდენობაზე, ე.ი. $1 \times 9 = 9$; შემდეგ მოახდინა მეორე ზონის ფორმირება: $8-1=7$; $2-1=1$; $7-1=6$; $5-1=4$;

4-1=3; 10-1=9; 12-1=11; 1-1=0 (წარმოიქმნა ცარიელი სიმრავლე) 6-1=5.
 როგორც ვხედავთ, მეორე პრიორიტეტულ ზონაში დარჩა 8 პაკეტი, რომელთა დეიტაგრამების დროითი ხანგძლიობებია: 7; 1; 6; 4; 3; 9; 11; 5.

მესამე პრიორიტეტული ზონის ფორმირებისათვის ანალიზატორის ოპერაცი-ულმა მოწყობილობამ (სამრავლმა მოწყობილობამ) მოახდინა მეორე პრიორიტეტულ ზონაში შემავალი უმცირესი დეიტაგრამის დროითი ხანგძლიობის გამრავლება დარჩენილი ჭარბი პაკეტების საერთო რაოდენობაზე, ე.ი. $1 \times 8 = 8$, ხოლო ეს უკანასკნელი კვლავ მოათავსა ბუფერული მეხსიერების ამ ზონაში შემდგომში კვანძის გამოსასვლელ პორტზე გასაცემად. ამგვარად, მესამე პრიორიტეტულ ზონაში დარჩა პაკეტების სიჭარბე, რომელთა დროითი ხანგძლი-ობებია: 6; 0; 5; 3; 2; 8; 10; 0; 4; 0. მათგან კვლავ ამოარჩია დეიტაგრამა (პაკეტი) რომლის დროითი ხანგძლიობა უმცირესია (2მკწმ) და გაამრავლა ამ ზონაში ჩაწერილი პაკეტების საერთო რაოდენობაზე, ე.ი, $2 \times 7 = 14$. მიღებული ეს ნამრავლი (14) გააგზავნა (მეოთხე შესაკრების სახით დამგროვებელ ამჯამავში). ამის შემდეგ მოახდინა კვლავ ამ დროითი ხანგძლიობის “ჩამოჭრა” (ჩაატარა გამოკლების ოპერაციები) და მოახდინა შემდეგი პრიორიტეტული ზონის ფორმირება შემდეგი დარჩენილი ხანგძლიობების მქონე ჭარბი პაკეტებით: 4; 0; 3; 1; 0; 6; 8; 0; 2; 0. ამ ზონაში მყოფი პაკეტებიდან კვლავ შეარჩია უმცირესი ხანგძლიობის მქონე დეიტაგრამა (1მკწმ) და გაამრავლა ზონაში დარჩენილი პაკეტების რაოდენობაზე, ე.ი $1 \times 6 = 6$ და ეს ნამრავლი მეხუთე შესაკრების სახით დაუმატა დამგროვებელ ამჯამავში მყოფ შემცველობას, ე.ი. 61 (ვინაიდან $30+9+8+14=61$); ამის შემდეგ კვლავ მოახდინა ამ უკანასკნელი ზონიდან უმცირესის (ე.ი. 1 მკწმ ხანგძლიობის მქონე) ხანგძლიობის მქონე პაკეტების გამოკლება (“ჩამოჭრა”), მეხსიერების მომდევნო (რიგით მეხუთე) ზონის ფორმირებისათვის, რომლებშიც შევიდნენ ჭარბი პაკეტები დროითი ხანგძლიობებით: 3; 0; 2; 0; 0; 5; 7; 0; 1; 0. ამავე ალგორითმით ფორმირდება დანარჩენი პრიორიტეტული ზონები, რომლებშიც გადაადგილდნენ ჭარბი პაკეტები და შეადგინეს რიგები: 2; 0; 1; 0; 0; 4; 6; 0; 0; 0 მკწმ დროითი ხანგძლიობებით (მეექვსე ზონა). ანალოგიურად: 1; 0; 0; 0; 0; 3; 5; 0; 0; 1 (მეშვიდე ზონა); 0; 0; 0; 0; 0; 2; 4; 0; 0 (მერვე

ზონა). როგორც ვხედავთ, ამ (მერვე) ზონაში დარჩა 2 ჭარბი პაკეტი შესაბამისად 2 და 4 მკვმ დროითი ხანგძლიობებით, რომელთაგან ანალიზატორი კვლავ შეარჩევს უმცირესს და მოახდენს $2 \times 2 = 4$ ნამრავლის ფორმირებას. ამ უკანასკნელსაც კვლავ გააგზავნის დამგროვებელ ამჯამავში. როგორც ვხედავთ, მეხსიერების ბოლო ზონაში დარჩა მხოლოდ ერთი პაკეტი (დროითი ხანგძლიობით 2მკვმ) და ნამრავლის $2 \times 1 = 2$ შედეგი, ბოლო შესაკრების სახით უმატებს ანალიზატორის დამგროვებელ ამჯამავს და მასში საბოლოო ჯამმა შეადგინა რიცხვი 85 (აღნიშნულია იგი $K_1=85$). ეს უკანასკნელი შემოწმების მიზნით აუცილებელივ უნდა დაემთხვას კვანძის ინტერფეისში შემავალ ყველა ჭარბი პაკეტების ჯამურ დროით ხანგძლიობას (აღნიშნულია იგი K_2 -ით), წინააღმდეგ შემთხვევაში ეს მიუთითებს იმაზე, რომ ზოგიერთი მათგანი ბუფერში განაწილებისას დაიკარგა. ჩვენს შემთხვევაში კი, როგორც ვხედავთ $K_1=11+5+10+8+7+13+15+3+9+4=85$. ეს უკანასკნელი მნიშვნელობა (85) დაემთხვა ყველა პრიორიტეტულ ზონაშუ განაწილებული ჭარბი პაკეტების დროით ჯამურ ხანგძლიობას. ე.ი. $K_2=30+8+8+14+6+5+4+6+2+2=85$ ($K_1= K_2=85$ მკვმ). რაც მიუთითებს იმაზე, რომ შემუშავებული ანალიზატორის ალგორითმი მუშაობს სწორად და უშეცდომოდ.

ამ ექსპერიმენტმა გვიჩვენა, რომ წარმოდგენილ ნაშრომში შემუშავებული ეს ალგორითმი მუშაობს კორექტულად.

ალგორითმის სწორი ფუნქციონირება დასტურდება დანარჩენ ნაკადებში შემავალ ჭარბი პაკეტების კვანძის ბუფერში განაწილებისა და გამოსასვლელ პორტებზე მათი დეიტაგრამების გაცემის პროცედურებისათვისაც. (იხ. ლისტინგები: 3.3.2, 3.3.3., 3.3.4 და 3.3.5. და ცხრილები: 6, 7, 8 და 9).

№2 ექსპერიმენტში მიღებული შედეგების ანალიზი და მათი შეფასება. აღნიშნული ექსპერიმენტი ასახავს ჭარბი პაკეტების დაგროვებისა და მათი განაწილების დინამიკას. როგორც ზემოთ შევნიშნეთ, აღნიშნული №2 ექსპერიმენტი წარმოდგენილ ნაშრომში ჩატარებულია ორ ვარიანტად.

ვარიანტი 1. შედგენილი იქნა ცხრილი 10 როგორც ამ ცხრილიდან ჩანს, ამ კერძო შემთხვევისათვის (შენიშვნის სახით აღვნიშნოთ, რომ ექსპერიმენტ №2-ში აღებულ ციფრობრივ მონაცემებს და მიღებულ შედეგებს საერთო არაფერი აქვთ №1 ექსპერიმენტთან, რომლის ციფრობრივი საწყისი მონაცემები აღებულია სხვა მნიშვნელობების მქონე მაგალითისათვის, მისი დემონსტრირების მიზნით) $T=T_i=20$ მკწმ დროის მომენტისათვის (ე.ი. მეოთხე $i=4$ ჭარბი პაკეტის მიწოდების დროითი მომენტისათვის) კვანძის შესასვლელ ინტერფეისში დაგროვდა და შემდეგ ანალიზატორის მიერ სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძის ბუფერულ მეხსიერებაში განთავსდა $i=m=4$ ჭარბი პაკეტი. ამ 4 ჭარბი პაკეტიდან i_1 პაკეტისათვის კვანძის პროცესორზე მიწოდების დროითი მომენტი პირობითად ჩათვლილია 0-ის ტოლად, ე.ი. $t_{i1}=0$ მკწმ. პროცესორში დამუშავების დრო შეადგენს $T_{i1}=5$ მკწმ. ანალიზატორის მიერ პრიორიტეტულ რიგში ჩასაყენებლად ბუფერულ მეხსიერებაში ყოფნის დრო შეადგენს 45 მკწმ-ს, ხოლო ამ ჭარბი პაკეტის დაყოვნების წონა უდრის 1-ს. დანარჩენი i_2, i_3 და i_4 ჭარბი პაკეტების ანალოგიური პარამეტრების მნიშვნელობები ნაჩვენებია ცხრ.10 -ში.

აღნიშნულ სატრანზიტო-საკომუტაციო კვანძში ყოფნისას (რაც გაიგივებულია კვანძის ანალიზატორში დამუშავებისათვის საჭირო დროსთან), შეყოვნების დროითი ხანგრძლიობა i -ური ჭარბი პაკეტების სიმრავლიდან i_1 ჭარბი პაკეტისათვის (რომელიც დგას, დაეუშვათ S -ურ ადგილზე პაკეტების თანამიმდევრობაში, ე.ი. რიგში), ანალიზატორის პროგრამული უზრუნველყოფის დახმარებით, რომელიც შედგენილია ამავე თავში მოყვანილი შესაბამისი ანალიზური გამოსახულების საფუძველზე, ანალიზატორის პროცესორი განსაზღვრავს i -ური ჭარბი პაკეტების ოპტიმალურ თანამიმდევრობას, რომელსაც დაუყოვნებლივ გასცემს (ანალიზატორის პროცესორი) N -ური სატრანზიტო-საკომუტაციო გამოსასვლელი ინტერფეისის პორტებზე.

ვარიანტი 2. ექსპერიმენტის ამ ვარიანტისათვის ციფრობრივი მონაცემები მოყვანილია ცხრ.12-ში და ცხრ.13-ში. მათ საფუძველზე ვმსჯელობთ, რომ კვანძის ანალიზატორი გამოსასვლელ პორტებზე გასცემს ჭარბი პაკეტების ოპტიმალურ თანამიმდევრობას, რომელიც

შეადგენს $I_{\text{კბ}} = \langle 651274983 \rangle$, ვინაიდან ჭარბი პაკეტების განაწილებისას საკომუნიკაციო კვანძში შეყოვნებების ჯამური ხანგრძლიობები ამ კრებულისათვის მინიმალური მნიშვნელობისაა ცხრ.12-ში მითითებული დროის დასაშვებ C_i ვადებთან მიმართებით.

წარმოდგენილი ნაშრომის დასკვნით ნაწილში კვლავ აღვნიშნოთ, რომ საინფორმაციო ჰიპერ-სივრცეში სხვა საკომუნიკაციო საშუალებებთან შედარებით კომპიუტერული ქსელების გამოყენებას უკავია განსაკუთრებული ადგილი, ვინაიდან თანამედროვე მომხმარებლებისათვის ისინი წარმოადგენენ მულტიმედიაური ფორმით სერვისის მომცემ უნიკალურ საშუალებას. მათ გარეშე დღეისათვის უკვე ძნელად წარმოსადგენია ნებისმიერი ცივილიზებული ადამიანის ყოველდღიური პირადი თუ სამსახურეობრივი საქმიანობა. ქსელების ნორმალური ფუნქციონირებისათვის მეტად დიდ როლს თამაშობს სხვადასხვა ტექნიკური გადაწყვეტისა (აპარატურული, პროგრამული თუ კომბინირებული – აპარატურულ-პროგრამული სახით) და ქსელებში მათი, ასევე სხვადასხვა ფუნქციური დანიშნულების ანალიზატორები, რომლებიც თავის მხრივ ხელს უწყობენ კომპიუტერული ქსელის მუშაობის მაღალეფექტურობით წარმართვას.

კომპიუტერული ქსელური სისტემა მეტად რთული საკომუნიკაციო მექანიზმია, ამიტომ მისი ფუნქციონალური რეჟიმების კორექტული წარმართვი-სათვის (ე.ი. ქსელის გამართული საიმედო მუშაობისა და მომხმარებლის მომსახურების ხარისხის მაღალი დონით მიღწევისათვის) ქსელური ანალიზატორების ეფექტურ გამოყენებას ხშირად გადამწყვეტი როლიც კი აკისრიათ. ამ კუთხით აღნიშნულ პარაგრაფში ხაზი გაუუსვათ ოპტოელექტრონული ანალიზატორების პერსპექტიული გამოყენების მნიშვნელობას კომპიუტერული ქსელით QoS (Quality of Service) მომსახურების მაღალი ხარისხით წარმართვის უზრუნველყოფას.

საკამათო არ არის იმის მტკიცება, რომ კომპიუტერული ქსელის მაღალეფექტური გამოყენება საჭიროებს სხვადასხვა სახის სამომხმარებლო პროგრამული დამატებების ძირითადი სარეალიზაციო მოთხოვნების მაქსიმალურ დაკმაყოფილებას (რა თქმა უნდა ქსელური ტექნოლოგიების განვითარებაში ამჟამად მიღწეული დონის

გათვალისწინებით). კომპიუტერული ქსელური სისტემების სრულყოფილების გზაზე ყოველი შემდგომი გაუმჯობესებული ვერსიების სახით ძირითადი მამოძრავებელი ძალა ყოველთვის იყო, არის და დარჩება მომავალშიც, ზემოთნახსენები სამომხმარებლო პროგრამების (გამოყენებითი დამატებების) არეალის გაფართოება საკომუნიკაციო ოპერაციების ეფექტური წარმოების ძირითადი მოთხოვნების მაღალი ხარისხით დაკმაყოფილება. ამ მიზანს ემსახურება, აგრეთვე, ქსელის ანალიზატორების (მათ შორის მეტად სწრაფქმედი, ოპტოელექტრონული სახის ანალიზატორების) ფუნქციების გაფართოების შესაძლებლობების მიღწევაც, რათა სრულყოფილი სახით გამოიკვეთოს უპირატესობები და მათი გამოყენების პერსპექტიული მხარეები საკომუნიკაციო მოწყობილობების (განსაკუთრებით კი ახალი თაობის) განვითარების გზაზე.

წარმოდგენილ სადისერტაციო ნაშრომში შემუშავებული ოპტოელექტრონული ანალიზატორის ცალკეულ რეალიზაციებს ამ კუთხით ექნებათ მათი ფართო გამოყენების შემდგომი პერსპექტივები, გამომდინარე უპირველეს ყოვლისა სიზუსტის, მათი სწრაფქმედებისა და ოპტიკური სინქარით საკონტროლო ოპერაციების წარმართვის ტექნიკური შესაძლებლობებიდან, რომლებიც უშუალო კავშირშია QoS მომსახურების ძირითადი კრიტერიუმების დასაკმაყოფილებლად. ესენია:

- 1) კომპიუტერული ტრაფიკის საჭირო სინქარების წინასწარი განჭვრეტა სამომხმარებლო ოპერაციების ცალკეული რეალიზაციებისათვის;
- 2) პაკეტების შეყოვნებების მიმართ ქსელის მგრძობელობის სწრაფი განსაზღვრა სამომხმარებლო პროგრამების მოთხოვნებთან მათი შესაბამისობების ოპერატიული დადგენის მიზნით;
- 3) ქსელის მგრძობელობის შეფასება პაკეტების დამახინჯების ან დანაკარგების მიმართ.

აღნიშნული კრიტერიუმების მაქსიმალურ გამოვლენას უზრუნველყოფს ქსელის მომსახურებისათვის განკუთვნილი ოპტოელექტრონული სახის ანალიზატორები, რომლებიც ქსელის მუშაობის პერიოდში გააკონტროლებენ მათი (კრიტერიუმების)

შესაბამისი პარამეტრების შესრულების დონეს, რომელთა ერთობლიობა მოგვცემს ქსელის მომსახურების QoS ხარისხის საერთო სურათს. ამ პარამეტრებიდან, უპირველეს ყოვლისა, საჭიროა აღინიშნოს:

– კომპიუტერული ქსელური სისტემის გამტარუნარიანობის პარამეტრები

ასეთ პარამეტრებს მიეკუთვნება მონაცემთა პაკეტების გადაცემის მინიმალური, საშუალო და მაქსიმალური (პიკური) სიჩქარეები, რომელთა ოპერატიულ განსაზღვრასა და მათ ანალიზს მიმდინარე სიტუაციებისათვის უზრუნველყოფს ქსელის ანალიზატორები. ოპტოელექტრონული ანალიზატორების დახმარებით დადგინდება პაკეტების შეყოვნებების შესაბამისი უმეტესწილად კი საშუალო და მაქსიმალური სიდიდეები. ასევე ისინი (ანალიზატორები) უზრუნველყოფენ შეყოვნებების ვარიაციების (გადაცემის სიჩქარეების ცვლილებების) საშუალო და მაქსიმალურ მნიშვნელობების განსაზღვრას, ე.ი. ტრაფიკის მიმდინარეობისას დააფიქსირებენ გადაცემულ პაკეტებს შორის ინტერვალების ერთმანეთისგან გადახრებს. ანუ უფრო გასაგებად რომ ვთქვათ, განსაზღვრავენ ჰოსტის მიმღებ კომპიუტერებში შემავალ ტრაფიკში პაკეტებშორისი ინტერვალების გადახრებს წყარო-კომპიუტერებიდან გამოგზავნილ პაკეტებშორისი ინტერვალებიდან. ყოველივე ეს კი მეტად მნიშვნელოვანია ისეთი სერვისების ეფექტური რეალიზაციებისათვის, რომლებიც მიმდინარეობენ რეალურ დროში.

– პაკეტების გადაცემის საიმედოობის პარამეტრები

ოპტოელექტრონული ანალიზატორი ასეთი პარამეტრების ანალიზისას იგი ძალზე მცირე დროში განსაზღვრავს დაკარგული (ან დამახინჯებული) პაკეტების პროცენტულ მაჩვენებლებს და ოპერატიულად აცნობებს მიმღებ მხარეს.

ცხადია, ანალიზატორების მიერ ყველა ამ პარამეტრების განსაზღვრისას (გავიხსენოთ ჩვენი შენიშვნა იმის შესახებ, რომ ყველა ამ პარამეტრის შეფასება მთლიანობაში გვაძლევს QoS მომსახურების ხარისხის საერთო სურათს) მეტად მნიშვნელოვანია თუ დროის რა პერიოდში იზომება ისინი. ასევე ცხადია, რაც უფრო ნაკლებია ეს პერიოდი, მით უფრო მკაცრია მომსახურების ხარისხის გაკონტროლება

და ქსელის ანალიზატორი თუ ვერ აკმაყოფილებს შესაბამისი სწრაფქმედების მოთხოვნებს, ძნელდება QoS – ის სათანადო დონის შენარჩუნება მათ მიერ გაანალიზებული ქსელისათვის. ამ კუთხით (სწრაფქმედების თვალსაზრისით) ოპტოელექტრონული ანალიზატორების გამოყენება მეტად პერსპექტიულია.

ქსელის ანალიზატორის მონაცემები დიდ როლს თამაშობენ მომხმარებლებსა და ქსელური სერვისის მიმწოდებელ პროვაიდერების ურთიერთობებში (როგორც ცნობილია, ამ ურთიერთობების დროს ყოველგვარი შეთანხმება მათ შორის ფორმდება სახელშეკრულებო ოქმებით). ქსელის პროვაიდერებს ურჩევნიათ იმსჯელონ ქსელის თვიური მახასიათებლების შეთანხმებებზე. ამავე დროს დიდი მნიშვნელობა ენიჭება თვით ქსელური ტექნოლოგიების გამოყენებასაც. მაგალითად, SLA (Service Level Agreement – შეთანხმება მომსახურების დონის შესახებ) შეთანხმებებში QoS – მომსახურებაში სიძნელების წარმოქმნისას პროვაიდერები, რომლებსაც აქვთ QoS – ის მძლავრი საშუალებები (მაგალითად, frame relay და ATM ტექნოლოგიების მქონე ქსელებში), იყენებენ რა შესაბამისი ანალიზატორით ქსელის ოპერატიული გაკონტროლების შესაძლებლობებს, გარანტიას იძლევიან უზრუნველყონ ქსელის ზემოთნახსენები პარამეტრების შესრულება რამოდენიმე წამიანი დროის ინტერვალებშიც კი.

ამგვარად, ოპტოელექტრონული ანალიზატორების გამოყენება მეტად პერსპექტიულია უპირველეს ყოვლისა ძირითადად იმით, რომ მათ მიერ დადგენილი ქსელის პარამეტრები ძალზე სწრაფად, დროის უმოკლეს პერიოდებში, რეალურად დაახასიათებენ ტრაფიკის შესაძლებლობებს მონაცემთა პაკეტების გადაცემის სხვადასხვა ხარისხით მომსახურებისას. მაგალითად, თუ მომხმარებელს სურს მოახდინოს თავისი სამომხმარებლო პროგრამის (ნახსენები, როგორც პროგრამული დამატება) რეალიზაცია N მუდმივი სიჩქარით, SLA შეთანხმების ხელშეკრულების დადებისას პროვაიდერთან, ამ მომხმარებელმა თავის თავზე უნდა აიღოს ვალდებულება, რომ თავისი პროგრამული დამატების რეალიზაციების დროს (მონაცემთა გადაცემებისას თავისი საქმიანობებიდან გამომდინარე) დაკავებულმა ტრაფიკმა არ უნდა გადააჭარბოს შეთანხმებაში მითითებულ N

სიჩქარეს. ამასთან პროვაიდერმა თავის მხრივ უნდა მისცეს მომხმარებელს იმის გარანტია, რომ ქსელმა უნდა უზრუნველყოს გამტარიანობის საჭირო მინიმალური სიდიდე, მიცემული მომხმარებლის შემოთავაზებული დამატების სარეალიზაციოდ, თანაც იმ სიჩქარით, რომელიც არ იქნება N სიჩქარეზე ნაკლები. ყოველივე ამის გასაკონტროლებლად კი მეტად საჭიროა შესაბამისი ანალიზატორის (სწრაფქმედების თვალსაზრისით გამოყენება).

მეტად პერსპექტიულია ოპტოელექტრონული ანალიზატორის გამოყენება, აგრეთვე, პულსირებული ტრაფიკის მახასიათებლების შეფასებისას (რათა ისევ და ისევ იმისათვის, რომ ოპერატიულად განისაზღვროს მომსახურების საჭირო QoS – ხარისხი მომხმარებლის მონაცემთა გადაცემებისას). ასეთ დროს (ტრაფიკის პულსაციების დროს) შესაბამისი ანალიზატორებით მომსახურების ხარისხის განსაზღვრისას, ისინი ავლენენ იმ საშუალო და მინიმალურ სიჩქარეებს, რომლებიც საჭიროა დამატებების რეალიზაციისას პულსაციების პერიოდში. როგორც წესი, ასეთ დროს შეთანხმებების გაფორმების დროს მათში აღნიშნული უნდა იყოს პულსაციის მაქსიმალური დრო, რომლის განმავლობაში მომხმარებლის დამატებას ნება ეძლევა გადასცეს თავისი მონაცემები მაქსიმალური სიჩქარით ან განსაზღვროს მონაცემთა მაქსიმალური მოცულობა, რომლის გადაცემაც შესაძლებელია პულსაციების დაშვებით. ასეთი ზესწრაფი ოპტოელექტრონული ანალიზატორების გამოყენება კი იძლევა უფრო გაზრდილ შესაძლებლობებს, ანუ ისინი ოპერატიულად გაანალიზებენ სიჩქარის მიცემულ მინიმალურ და მაქსიმალურ საზღვრებს, ანუ სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, ისინი (ოპტოელექტრონული ანალიზატორები) გაარკვევენ ეძლევა თუ არა გარანტირებული გამტარუნარიანობა მომხმარებლის დამატებას მინიმალური საზღვრის იმ დონეზე, რომელიც საკმარისია მისი დამაკმაყოფილებელი ფუნქციონირებისათვის, ხოლო ამავე დროს მომხმარებელმა კი თავის თავზე უნდა აიღოს (ესეც აღნიშნული უნდა იყოს მომხმარებელსა და პროვაიდერს შორის SLA შეთანხმების გაფორმებისას) არ წარმოქმნას ტრაფიკი (ე.ი. არ გააგზავნოს თავისი საქმიანობისათვის საჭირო მონაცემები) იმ სიჩქარით, რომელიც აღემატება მაქსიმალურ საზღვარს,

დადგენილს პროვაიდერის მიერ. ამგვარად კომპიუტერული ქსელების მომავალი თაობის რეალიზაციებში ოპტოელექტრონული ანალიზატორის გამოყენება მეტად პერსპექტიულია იმიტაც, რომ შესაძლებელია ნებისმიერ დროს გაკონტროლდეს SLA შეთანხმების პირობების შესრულება მომხმარებელსა და სერვის-პროვაიდერს შორის, რათა მათ გააწიონ თავიანთი პროგრამული და აპარატურული საშუალებები ქსელის ზემოთნახსენები QoS – მომსახურების პარამეტრების უზრუნველყოფის მიზნით.

დასკვნები მე-3 თავის მიხედვით

ქსელური სისტემის ოპტიმალური მომსახურების მიზნით შემუშავებულია პიკის საათებში დაგროვილი ჭარბი კლიენტ-სერვერული პაკეტების საკომუტაციო კვანძიდან ქსელის არხებში გაცემის რეგულირების ეფექტური ალგორითმები. კერძოდ, შემოთავაზებულია კვანძის მრავალპროცესორულ კომპუტატორებში ბუფერული მესხიერების გაერთიანებული სივრცის შექმნისა და შემდგომში მისი პრიორიტეტულ ზონებად დაყოფის მეთოდი ჭარბი პაკეტების დროებითი ეფექტურად განთავსების მიზნით. შემოთავაზებულია, კომპიუტერული ქსელის არხებში გადასაცემი ჭარბი პაკეტების წონითი კოეფიციენტების შემოღებისა და ანალიზატორის პროცესორის მიერ მათი ციკლური გამოკითხვის მეთოდი. შემუშავებულია სპეცანალიზატორის მიერ ჭარბი პაკეტების სატრანზიტო კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე გაცემის რიგითობის რეგულირების ეფექტური ალგორითმები. ვლევის დიდი ნაწილი დათმობილი აქვს ქსელური სისტემის მომსახურების სპეცანალიზატორის მუშაობის ალგორითმების ექსპერიმენტულ შემოწმებასა და ექსპერიმენტში მიღებული შედეგების შეფასებას.

დ ა ს კ ვ ნ ა

წარმოდგენილ ნაშრომში ჩატარებული კვლევის მიხედვით მიღებულია შემდეგი ძირითადი შედეგები:

1. ფორმულირებულია სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული ქსელური სისტემების ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების ძირითადი მოთხოვნები. აღნიშნულია ქსელებში მაღალი ინტენსიობის ტრაფიკის წარმოქმნისას პაკეტებს გადაცემის ეფექტური მართვის ძირითადი სიძნელეები.

2. დასაბუთებულია ქსელის მუშაობის პიკური დროითი მომენტებისათვის სისტემის დატვირთვის ინტენსიობის განსაზღვრისა და მის კვანძებში დაგროვილი პაკეტების გადაცემის სიმრავლის რეგულირებისათვის სპეციალიზირებული აპარატურულ – პროგრამული საშუალების შემუშავების აქტუალურობა.

3. შემუშავებულია დიდი ქსელური გაერთიანებისას მის საკომუტაციო ინტერფეისებში ჭარბი პაკეტების გადაცემის ეფექტური მომსახურების ახალი სტრატეგიული მიდგომა მათ სატრანზიტო კვანძებში ასეთი პაკეტების შეყოვნების ჯამური დროითი ხანგრძლიობების წინასწარი გაანალიზების საფუძველზე.

4. შემუშავებული და ექსპერიმენტულად შემოწმებულია სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული ქსელური სისტემის ტრაფიკის სიჭარბის მარეგულირებელი ალგორითმების მუშაუნარიანობა, რომელიც ადასტურებს მისი გამოყენების მაღალეფექტურობას.

5. შემოთავაზებულია ქსელური სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერული სისტემის ჭარბი დატვირთვების მომსახურების დროს საკომუტაციო კვანძების ბუფერული მეხსიერების გაერთიანებული სივრცის შექმნა და შემდგომში მისი პრიორიტეტულ ზონებად დაყოფა ინტერფეისებში პიკის საათებში დაგროვილი პაკეტების დროებითი განთავსებისათვის. შემოთავაზებულია, აგრეთვე, კვანძის გამოსასვლელ პორტებზე პაკეტების გადაცემის რეგულირების წონითი კოეფიციენტების შემოღებისა და გამოყენებისათვის.

6. შემუშავებულია ჭარბი პაკეტების კონტროლის ახალი მეთოდი და მეხსიერებაში მათი განაწილების ახალი მექანიზმი, რაც ზრდის

ქსელური სისტემის ტექნიკური და ტექნოლოგიური მომსახურების დონეს.

7. ჩატარებულია კომპიუტერულ ქსელურ სისტემაში მონაცემთა გადაცემის მომსახურების ახალი სტრატეგიული მიდგომის ექსპერიმენტული შემოწმება ინტერფეისულ კვანძებში დაგროვილი ჭარბი პაკეტების დროითი ხანგძლიობების მიხედვით. ექსპერიმენტის შედეგები ადასტურებს მისი გამოყენების ეფექტურობას წარმოქმნილი გაზრდილი დატვირთვის დროს ქსელების გლობალური გაერთიანების შემთხვევებში.

ლიტერატურა

1. თ კუპატაძე ლ. ბერიძე, ჯ. ბერიძე ტელეტრაფიკის თეორიის პრობლემები თანამედროვე ტელეკომუნიკაციური ქსელებისათვის “ინტელექტი” 1998 №3 გვ. 37-38
2. კუპატაძე თ., არსენიშვილი გ. კავშირგაბმულობის სისტემების ფუნქციონირების ძირითადი მახასიათებლების განსაზღვრის ალგორითმი. სტუ-ს შრომები. 1994 №2 (404). გვ. 143-148
3. Башарин Г.П. Об обслуживании двух потоков с относительным приоритетом на полностью доступной системе с ограниченным числом мест для ожидания. Изв.АН ГССР, Техническая кибернетика, 1967, 2, с. 72-86
4. Башарин Г.П., Бочарев П.П., Коган Я.А. Анализ очередей в вычислительных сетях. М.: Наука, 1989, с. 336
5. Бутрименко А.В. Два критерия качества обслуживания и методы управления сетью с коммутацией сообщений. В кн.:” Построение управляющих устройств и систем. М.:”Наука”, 1974 с.142-153
6. Вишневская М. Н. Передача сообщений за минимальное время в одной информационной модели. Труды ВЗПИ. вып. 62.: 1970.с. 143-157.
7. Девис Д.У. Контроль перегрузки в сетях с коммутацией пакетов / Материалы 2-го симп. АСМ-IEEE. OPTIMIZ.DATA Commun: Syst.Palo Alto, CA Oct.1971
8. Гнеденко Б.В, Даниелян Э.А. Дмитров Б.Н. и др. Приоритетные системы обслуживания. М.: изд-во Моск. Ун-та. 1973 с.477
9. Гнеденко Б.В., Коваленко И.Н. Введение в теорию массового обслуживания.-М.:Физматгиз.1966.-432с
10. Дмейсуол Н.К. Очереди с приоритетами.- М.: Мир 1973
11. Жожикашвили В.А. , Вишневский В.М. Сети массового обслуживания. М.: Радио и связь. 1988 с.191
12. ლევან ინჯია, მარინა ქურდაძე. “სატელეკომუნიკაციო კომპიუტერულ სისტემებში ჭარბი მონაცემების გადაცემის ოპტიმალური მართვის ახალი სტრატეგია”. შრომების კრებულში “მართვის ავტომატიზირებული სისტემები”. თბილისი. 2011 №2(11). გვ. 101-105;
13. ბექა გაბეხაძე, ლევან ინჯია, მარინა ქურდაძე. სადიაგნოსტიკო საშუალებების აგებისა და გამოყენების ეფექტური მიდგომები SDH ციფრული არხებით ორგანიზებული სატელეკომუნიკაციო ქსელური გარემოებებისათვის. შრომები “მართვის ავტომატიზირებული სისტემები”. თბილისი. 2011 №1 (10). გვ.290-293;
14. ბექა გაბეხაძე, ლევან ინჯია, მარინა ქურდაძე. კომპიუტერული ქსელის სადიაგნოსტიკო-საკონტროლო საშუალებების კლასიფიკაცია. საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი. “განათლება”. 2011 №2 თბილისი. გვ.90-94;
15. ოთარ ნატროშვილი, მარინა ქურდაძე, ლევან ინჯია, ბექა გაბეხაძე, ნინო ნატროშვილი. ჭარბი პაკეტების გადაცემების ეფექტური მართვა კომპიუტერულ ქსელში გარემოებისათვის. შრომები “მართვის ავტომატიზირებული სისტემები”. თბილისი. 2011 №1 (10). გვ.294-296;
16. ბექა გაბეხაძე, ლევან ინჯია, მარინა ქურდაძე. სატელეკომუნიკაციო SDH –ქსელური სისტემების საიმედოობის სადიაგნოსტიკო პროცედურების ავტომატიზირებული მართვა. საერთაშორისო

- სამეცნიერო-ტექნიკური კონფერენცია “მართვის ავტომატიზირებული სისტემები და თანამედროვე საინფორმაციო ტექნოლოგიები”. საქართველო, თბილისი, სტუ. თეზისების კრებული, 20-22 მაისი, 2011 გვ.100.
17. მ. ქურდაძე, ბ. გაბეხაძე. გადაწყობისა და საიმედოობის კონტროლის ალგორითმის დამუშავება ოპტოელექტრონული გამომთვლელი მოდულების ფუნქციონირების რეჟიმში. ჟურნ. “ინტელექტი”. №3 (38). 2010 გვ. 43-45
 18. მ. ქურდაძე, ლ. ყიფიანი, ნ. ერემეიშვილი. ოპტოელექტრონული სტრუქტურების ფუნქციური შესაძლებლობების ანალიზი და მათი გამოყენების აქტუალურობა გამოთვლითი ტექნიკისა და მართვის სისტემების მოწყობილობებში / მეცნიერება და ტექნოლოგიები № 7 – 9 თბილისი. 2006 გვ. 6 – 8
 19. ო. ნატროშვილი. მონაცემთა მიღება – გადაცემის მართვისა და დიაგნოსტიკის ალგორითმები კომპიუტერულ ქსელებში. “ტექნიკური უნივერსიტეტი”. თბილისი. 2009. გვ. 276
 20. კუბატაძე თ., არსენიშვილი გ. სატელეფონო გამოძახებათა ნაკადები ჭარბი დატვირთვის მომსახურების სისტემებში. სტუ-ს შრომები. 1994. №2(404). გვ. 149-155.
 21. Клейнрок Л. Коммутационные сети. М. Наука 1968 . с. 327
 22. Клейнрок Л. Теория массового обслуживания.-М.: Машиностроение. 1979 с. 432
 23. Кокс Д.Д., Смит У. Теория очередей. Изд-во “Мир” М., 1966
 24. Кофман А., Крюон Р. Массовое обслуживание. М.: Мир. 1965. с.302
 25. Какубава Р.В., Купатадзе Т.Г. и др. Анализ, моделирование и оптимизация современных телекоммуникационных систем. Инженерные новости Грузии. №4 2002
 26. Кочегаров В.А., Фролов Г.А. Проектирование систем распределения информации. М.: Радио и связь. 1991. с.216
 27. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы (Авт.Олифер В.Г., Олифер Н.А. Изд.Питер. Москва-Харьков-Минск. 2000. с.672
 28. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. Ч. Г. М. : Мир, 1979. с. 600.
 29. Кожемяко В.П., Натрошвили О.Г и др. Оптоэлектронные параллельные вычислительные устройства. Принципы построения и способы реализации. Тбилиси, 1985. стр. 246.
 30. Кожемяко В.П., Оптоэлектронные логико-временные информационно-вычислительные среды. Тбилиси, 1984. стр. 359.
 31. Свечников С. В., Кожемяко В. П., Тимченко Л. И., Квазиимпульсно - потенциальные оптоэлектронные элементы и устройства логико - временного типа. Киев. Наукова думка, 1987. стр. 251 – 254.
 32. Кожемяко В.П., Натрошвили О.Г и др. Оптоэлектронные параллельные вычислительные устройства. Принципы построения и способы реализации. Тбилиси, 1985. стр. 246.
 33. Мова В.В., Понамаренко Л.А., Калиновский А.М. Организация приоритетного обслуживания. – Киев. Техника, 1977, с.160
 34. Мурадян А.Г., Гинзбург С.А. Системы передачи информации по оптическому кабелю. М.: Связь, 1980, с.160

35. Михалевич И.Ф., Сычев К.И. Моделирование процессов доставки информации в корпоративной сети. «Электросвязь». №3, 2000. с. 28-31
36. Майоров С.А., Кожемяко В.П., Натрошвили О.Г. Узлы вычислительной техники на новых базисных оптоэлектронных модулях. вычис. тех. № 6. Пенза 1976. стр. 32-38.
37. Марк Спортак, Френк Папасс и др. Компьютерные сети и сетевые технологии. Diasoft М. 2002. стр. 707
38. Назаров А. Н., Симонов М. В. АТМ: Технология высокоскоростных сетей. Эко-Трендз, Москва 1999г.
39. Натрошвили О.Г. Исследование принципов построения и разработка суммирующих устройств и операционных схем ЦВМ на многофункциональных оптоэлектронных модулях. Автореф. канд. дисс. - Л.:1976.
40. Основы построения больших информационно-вычислительных сетей/ Под ред. Жимерина Д.Г., Максименко В.И. "Статистика" 1976 с.296.
41. Олифер В., Олифер Н. Новые технологии и оборудование IP-сетей. Изд. СПб.: БХВ.-Санкт-Петербург .2000 с.512.
42. Понамаренко Л.А., Меликов А.З. Ситуационное управление многоканальной системой с переменной структурой обслуживания неоднородного потока/Изв.АН Аз.ССР. Сер. Физ-тех. и мат. наук-1986.№6 с.79-83.
43. Саати Т.Л. Элементы теории массового обслуживания. М. «Советское радио». 1971. с.520.
44. Садовников В.И. Эпштейн В.Л. Потоки информации в системах управления. – М.: Энергия. 1974. с.240.
45. Слепов Н.И. Современные технологии цифровых оптоволоконных сетей связи. – М.: Радио и связь. 2000. с.468.
46. Скляр О.К. Современные волоконно-оптические системы передачи, аппаратура и элементы. М.: Солон – Р 2001. с.237.
47. Спортак М., Паллас Ф. и др. Компьютерные сети и сетевые технологии. Изд. Diasoft. Москва-Санкт-Петербург-Киев. 2002. с.736.
48. Толковый словарь терминов по системам, средствам и услугам связи \Под ред. В.А.Докучаева М. Радио и связь, 2000 с.256.
49. Уоллэнд Дж. Телекоммуникационные и компьютерные сети. Вводный курс. –М.: Постмаркет. 2001 с. 480.
50. Функциональная оптоэлектроника в вычислительной технике и устройствах управления. Тбилиси, 1986 г. стр. 532.
51. Эттингер Б.Я. Оптимальное распределение пропускной способности в сетях ЭВМ. – АВТ, 1978. №1 с. 67-68.
52. Бертсекас Д., Галлагер Р. Сети передачи данных. М.: Энергоатомиздат, 1990, с.253.
53. Лашхи А., Купатадзе Т., Бадагадзе И. Модель телетрафика с ограниченным буфером и относительным приоритетом специального вида, Труды Грузинского технического университета, Юбилейный выпуск. Т-6. 2002.
54. Основы построения больших информационно-вычислительных сетей/ Под ред. Жимерина Д.Г., Максименко В.И. "Статистика" 1976 с.296.
55. Рудов Ю.К., Зингеренко Ю.А. и др. Аппаратура международных цифровых систем передачи нового поколения /Электросвязь, №3, 1996. с.12-14.
56. Саати Т.Л. Элементы теории массового обслуживания. М. «Советское радио». 1971. с.520.

57. Уолрэнд Дж . Телекоммуникационные и компьютерные сети. Вводный курс. –М.: Постмаркет. 2001 с. 480.
58. Якубайтис Э.А. Информационно-вычислительные сети. – М.: Финансы и статистика. 1984.с.232.
59. Уолрэнд Дж . Телекоммуникационные и компьютерные сети. Вводный курс. –М.: Постмаркет. 2001 с. 480.
60. Floyd S., Jacobson V., Liu C., Mc Canne S., and Zhang L., “A Reliable Multicast Framework for light – weight Seddions and Application Level Framing”. IEEE/ACM Transactions on Networking, Dec. 1997. Vol.5. № 6, pp. 784 – 803.
61. Glitcho R. and Hayes S. (eds), special issue on Telecommunications Management Network, IEEE Communications Magazine. Vol. 33. № 3 (Mar. 1995).
62. Medhi D. and Tipper D (eds), Special Issue: Fault Management in Communication Networks, Journal of Network and Systems Management, Vol. 5. № 2 (Jun 1997).
63. Newman P. A fast packet switch for the integrated Services backbone network // - IEEEJ., v. SAC-6, №9, DEC. 1988, p. 1468-1479.