

დავით ნანობაშვილი

ზოგიერთი ალფაბეტურ-ბალანსური კოდის
მაკორექტირებელი თვისებების გამოკვლევა

წარდგენილია დოქტორის აკადემიური ხარისხის
მოსაპოვებლად

საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი
თბილისი, 0175, საქართველო
ივნისი, 2012წ

საავტორო უფლება, © დავით ნანობაშვილი, 2012 წელი

საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი
ენერგეტიკისა და ტელეკომუნიკაციის ფაკულტეტი

ჩვენ, ქვემოთ ხელისმომწერნი, ვადასტურებთ, რომ გავეცანით დავით ნანობაშვილის მიერ შესრულებულ სადისერტაციო ნაშრომს დასახელებით: “ზოგიერთი ალფაბეტურ-ბალანსური კოდის მაკორექტირებელი თვისებების გამოკვლევა” და ვაძლევთ რეკომენდაციას საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტის ენერგეტიკისა და ტელეკომუნიკაციის ფაკულტეტის სადისერტაციო საბჭოში მის განხილვას დოქტორის აკადემიური ხარისხის მოსაპოვებლად

ხელმძღვანელი:

რეცენზენტი:

რეცენზენტი:

ვ. ნანობაშვილი

ნ. უღრელიძე

ო. ნამიჩეიშვილი

საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტი
2012 წელი

ავტორი: ნანობაშვილი დავითი

დასახელება: ზოგიერთი ალფაბეტურ-ბალანსური კოდის
მაკორექტირებელი თვისებების გამოკვლევა

ფაკულტეტი: ენერგეტიკისა და ტელეკომუნიკაციის

ხარისხი: დოქტორი

სხდომა ჩატარდა: ივნისი, 2012წ

ინდივიდუალური პიროვნებების ან ინსტიტუტების მიერ
ზემოთ მოყვანილი დასახელების დისერტაციის გაცნობის მიზნით
მოთხოვნის შემთხვევაში მისი არაკომერციული მიზნებით
კოპირებისა და გავრცელების უფლება მინიჭებული აქვს
საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტს

დ.ნანობაშვილი

ავტორის ხელმოწერა

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

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

რეზიუმე

განხილულია ტელეკომუნიკაციის ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში სახაზო კოდირების პრინციპები: სახაზო კოდებისადმი წაყენებული მოთხოვნები, კოდებში სიჭარბის შეტანა, როგორც ამ მოთხოვნების დაკმაყოფილების ერთ-ერთი შესაძლებლობა. მოყვანილია mBnB კლასის რიგი სახაზო კოდების – 1B2B, 2B4B, 3B4B – ფორმირების ალგორითმები, ამ კოდებში მიმდინარე ციფრული ჯამისა და კოდური კომბინაციების დისპარიტეტობის ცვლილების კანონზომიერებანი, მოყვანილია 3B4B კლასის კოდის აგების სხვადასხვა ვარიანტები, შერჩეულია მათგან ოპტიმალური, გამოთვლილია მისთვის კოდის ალფაბეტების რაოდენობა.

განხილულია mBnB კლასის კოდებში ერთეული შეცდომების აღმოჩენის არსებული – კოდებში “+” და “-” დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციების მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენის, მცჯ-ს ანალიზისა და აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმებზე დამყარებული – მეთოდები. ნაჩვენებია, რომ 1B2B კლასის ძირითად – BI-L, DBI, BI-M, BI-S, CMI, EP-1, EP-2 და Miller – კოდებში “+” და “-” დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციების მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდი ყველა კოდში, Miller კოდის გარდა, უზრუნველყოფს ყველა ერთეული შეცდომის აღმოჩენას, ოღონდ – ლოკალიზების გარეშე. ნაჩვენებია, რომ მცჯ-ს ანალიზის მეთოდი უზრუნველყოფს ყველა მათგანში, Miller კოდის გარდა, შეცდომების აღმოჩენას 1-ის ტოლი ალბათობით, მაგრამ აღმოჩენილი შეცდომების ლოკალიზება ხდება მხოლოდ ბიიმპულსური კოდებში.

ნაჩვენებია, რომ აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის მეთოდი ბიიმპულსურ კოდებში აგრეთვე უზრუნველყოფს ერთეული შეცდომების ლოკალიზებულ აღმოჩენას 1-ის ტოლი ალბათობით, რაც შეეხება ყველა დანარჩენ კოდს, აქ შეცდომების აღმოჩენა ხდება 1-სგან განსხვავებული ალბათობით.

შეცდომების კორექტირება შესაძლებელია მხოლოდ მათი ლოკალიზებული აღმოჩენის პირობებში, ამიტომ ბიიმპულსურ კოდებში კორექტირებას ადგილი აქვს როგორც მცჯ-ს ანალიზის, ისე აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის მეთოდების, დანარჩენ კოდებში კი – მხოლოდ აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის მეთოდების გამოყენებისას. აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის მეთოდისთვის შემოთავაზებულია ერთეული შეცდომების კორექტირების ალბათობის გამოსათვლელი ზოგადი ფორმულა, რომლის გამოყენებით გამოკვლეულია 1B2B კლასის კოდებში შეცდომების კორექტირების პროცესები. მოყვანილია ყველა კოდისთვის შეცდომით დაზიანებული კომბინაციების სწორი და არასწორი აღდგენის ალბათობების გამოსათვლელი ფორმულები, რომელთა საშუალებით ჩატარებული გამოთვლების საფუძველზე აგებულია ამ ალბათობების საწყის სიგნალში სიმბოლო “1”-ის გამოჩენის ალბათობისგან დამოკიდებულების მრუდები. ჩატარებულია 1B2B კლასის კოდების შედარებითი

ანალიზი შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების თვალსაზრისით, გამოვლენილია მათგან საუკეთესოები ამ ნიშნებით საწყის სიგნალში სიმბოლო “I”-ის გამოჩენის ალბათობის ყოველი კონკრეტული მნიშვნელობისთვის.

გამოკვლეულია მე-2 სახეობის ბიიმპულსურ (2B4B) კოდში ერთეული შეცდომების აღმოჩენის შესაძლებლობები მცჯ-ს ანალიზის მეთოდით, ნაჩვენებია, რომ იგი უზრუნველყოფს შეცდომების აღმოჩენას 1-ის ტოლი ალბათობით ლოკალიზების გარეშე, შესაბამისად, აღნიშნული მეთოდით შეცდომების კორექტირება ვერ ხერხდება. ნაჩვენებია, რომ აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდი უზრუნველყოფს შეცდომების ლოკალიზებულ აღმოჩენას 1-ის ტოლი ალბათობით, რაც შეცდომების კორექტირების წინაპირობას წარმოადგენს. ნაჩვენებია, რომ მე-2 სახეობის ბიიმპულსურ კოდს შეცდომების კორექტირების თვალსაზრისით BI-L და DBI კოდების ანალოგიური შესაძლებლობები გააჩნია და, შესაბამისად, შეცდომების კორექტირებისას კომბინაციების სწორი და არასწორი აღდგენის ალბათობების საწყის სიგნალში სიმბოლო “I”-ის გამოჩენის ალბათობისგან დამოკიდებულების გრაფიკები ამ კოდებისთვის აგებული ანალოგიური გრაფიკების იდენტურია.

გამოკვლეულია 3B4B კლასის კოდში ერთეული შეცდომების აღმოჩენის შესაძლებლობები “+” და “-” დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციების მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენისა და მცჯ-ს ანალიზის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდებით, ნაჩვენებია, რომ ისინი უზრუნველყოფს შეცდომების აღმოჩენას 1-ის ტოლი ალბათობით ლოკალიზების გარეშე და, შესაბამისად, მათი გამოყენებით შეცდომების კორექტირება ვერ ხერხდება. გამოკვლეულია კოდში ერთეული შეცდომების აღმოჩენის პროცედურა აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდით, ნაპოვანია ერთეული შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების ალბათობების მნიშვნელობები. ნაჩვენებია, რომ 3B4B კლასის კოდის ფორმირებისას საწყის სამთარიგა კომბინაციებისა და სახაზო კოდის კომბინაციების შესაბამისობების გარკვეული ვარიანტებისთვის მიმღებში საწყისი სიგნალის აღდგენისას ადგილი აქვს შეცდომების გამრავლების მოვლენას. შემოთავაზებულია ამ შესაბამისობების შერჩევის კრიტერიუმი, რომელიც უზრუნველყოფს შეცდომების ზრდის მინიმალურ სიდიდეს.

mBnB კლასის კოდებში ერთეული შეცდომების კორექტირების ალბათობის გასაზრდელად შემოთავაზებულია კორექტირების ახალი მეთოდი, რომელიც დამყარებულია კოდებში უმნიშვნელო სიჭარბის შეტანაზე. განხილულია მეთოდის გამოყენების შესაძლებლობები 1B2B, 2B4B და 3B4B კლასების კოდებისთვის. ნაჩვენებია, რომ 1B2B კლასის კოდების მთელი ნაირსახეობიდან მეთოდი გამოდგება მხოლოდ ბიიმპულსური კოდებისთვის, რომლებისთვისაც იგი უზრუნველყოფს ერთეული შეცდომების კორექტირებას 1-ის ტოლი ალბათობით. ნაჩვენებია, რომ ამ მეთოდის გამოყენებით შესაძლებელია შეცდომების კორექტირება 1-ის ტოლი ალბათობით 2B4B კლასის კოდის კომბინაციაში ერთი, ორი და სამი თარიგის დაზიანების შემთხვევაში, ხოლო 3B4B კლასის კოდში იგი უზრუნველყოფს ერთეული შეცდომის კორექტირებას 0,69 ალბათობით.

Abstract

There are considered the principles of linear encoding in a fiber optic telecommunication systems: requirements towards linear codes, entering the redundancy into the codes as a way to meet those requirements. There are shown algorithms of formation of certain codes of mBnB class – 1B2B, 2B4B, 3B4B, regularities of digital sum and code combination disparity variations, given several variants of formation of 3B4B code, the most optimal of them selected and the quantity of code alphabets evaluated.

There are considered existing methods of detection of single errors in a mBnB class codes, based on detection of violation of regularity of alternation of “+” and “-“ disparity code combinations, digital sum analysis and detection of forbidden combinations criteria. It is shown, that for the major 1B2B class codes, BI-L, DBI, BI-M, BI-S, CMI, EP-1, EP-2 and Miller, the method based on detection of violation of regularity of alternation of “+” and “-“ disparity code combinations, with exception of Miller code, provides detection of all single errors, without localization. The method of digital sum analysis provides detection of errors with a probability of 1, for all codes except of Miller, though localization of detected errors is possible for double pulse codes only.

It is shown, that the method of detection of forbidden combinations also provides localized detection of single errors with a probability of 1 for double pulse codes, while for other codes probability of detection of errors differs from 1.

Correction of errors is possible only upon their localized detection, that’s why correction for double pulse codes is possible through both, digital sum analysis and detection of forbidden combinations methods, while for other codes correction is possible only through detection of forbidden combinations method. There is provided the formula for calculation of the probability of correction of single errors through detection of forbidden combinations method, which was used to investigate error correction processes in 1B2B codes. There are provided formulas for estimation of probabilities of correct and incorrect recovery of damaged combinations for all codes, estimations made and probabilities-to-symbol “1” appearance dependence diagrams are drawn up. Comparative analysis of 1B2B class codes was performed; those with the best detection and correction capabilities were selected for each particular value of probability of appearance of symbol “1” in initial signal.

There are investigated capabilities of single error detection for 2nd type double pulse (2B4B) codes through digital sum analysis method. It is shown that errors are detected with a probability of 1, but without localization, so far, this method does not provide correction of errors. It is shown that detection of forbidden combinations method provides localized detection of errors with a probability of 1, which is a precondition for correction of errors. The 2nd type double pulse codes have correction capabilities similar to those of BI-L and DBI codes and consequently dependence diagrams of probabilities of correct and incorrect recovery of damaged combinations to appearance of symbol “1” in initial signal are also similar to diagrams of those.

There are investigated capabilities of single error detection in 3B4B class codes through detection of violation of regularity of alternation of “+” and “-“ disparity code combinations and digital sum analysis methods. It is shown that both provide detection of errors without localization with a probability of 1 and do not provide correction of them. There is investigated an error detection procedure through

detection of forbidden combinations method, the probabilities of detection and correction of single errors are evaluated. It is shown that for a certain correspondences of initial ternary combinations and linear code combinations of 3B4B class codes, the errors are multiplied upon recovery of initial signal at the receiver. The criterion of selection of proper correspondences providing the least value of error multiplication is offered.

There is offered the new correction method, based on entering a slight redundancy into the codes, which provides improved probability of single error correction in mBnB class codes. Possibilities of applying the method to 1B2B, 2B4B and 3B4B class codes are considered. It is shown that the method is applicable to double pulse codes only among the series of 1B2B class codes, providing so far correction of errors with a probability of 1. The method provides correction of errors with a probability of 1 in a case of 1, 2 and 3 false digits in a 2B4B class code combinations and correction of single errors with a probability of 0,69 in a 3B4B class code combinations.

შინაარსი

შესავალი	12
1. ლიტერატურის მიმოხილვა	15
2. შედეგები და მათი განსჯა	20
თავი 1. სახაზო კოდების შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობათა კვლევის მეთოდები	20
1.1. სახაზო კოდირება გადაცემის ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში. ძირითადი განმარტებები და ცნებები	20
1.2. გამოსაკვლევი სახაზო კოდები და მათი ფორმირების ალგორითმები	26
1.2.1. 1B2B კლასის კოდები	26
1.2.2. 2B4B და 3B4B კლასების კოდები	28
1.3. mBnB კლასის კოდებში შეცდომების აღმოჩენის არსებული მეთოდები	32
1.4. ერთეული შეცდომების კორექტირების ალბათობის გამოსათვლელი ზოგადი ფორმულა mBnB კლასის კოდებისთვის	37
1.5. mBnB კლასის კოდებში შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის მეთოდი	39
თავი 2. 1B2B კლასის კოდების შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობათა კვლევა კოდებში დამატებითი სიჭარბის შეტანის გარეშე.	41
2.1. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება ბიიმპულსურ კოდებში	41
2.1.1. შეცდომების აღმოჩენა	41
2.1.2. შეცდომების კორექტირება.	45
2.2. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება CMI კოდში	49
2.3. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება ელექტრონულ-ფოტონურ კოდებში	52
2.4. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება MILLER კოდში	64
2.5. 1B2B კლასის ძირითადი კოდების შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობების შედარებითი ანალიზი	69
თავი 3. 2B4B და 3B4B კლასის კოდების შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობათა კვლევა კოდებში დამატებითი სიჭარბის შეტანის გარეშე.	72
3.1. შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება 2B4B კლასის კოდში	72
3.1.1. შეცდომების აღმოჩენა მცჯ-ს კონტროლის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდით	72
3.1.2. შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდით	73

3.2. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება 3B4B კლასის კოდში	76
3.2.1. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა მცჯ-ს კონტროლისა და ღპ-ს მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდებით	76
3.2.2. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდით	78
თავი 4. mBnB კლასის ზოგიერთი კოდის შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის შესაძლებლობათა კვლევა.	82
4.1. შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდა 1B2B კლასის კოდებში	82
4.2. შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდა 2B4B კლასის კოდში	88
4.3. შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდა 3B4B კლასის კოდში	92
დასკვნა	102
გამოყენებული ლიტერატურა	105

ცხრილების ნუსხა

ცხრილი 1. 3B4B კლასის კოდის აგების ვარიანტები	30
ცხრილი 2. 3B4B კლასის კოდის აღფაბეტები	31
ცხრილი 3. ელექტრონულ-ფოტონური კოდების ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე განლაგებული ყველა შესაძლო ოთხთანრიგა კომბინაცია	54
ცხრილი 4. ელექტრონულ-ფოტონური კოდების აკრძალული და მათი შესაბამისი დასაშვები კომბინაციები	54
ცხრილი 5. ელექტრონულ-ფოტონური კოდების სწორი და არასწორი კორექტირების ალბათობები საწყის სიგნალში ერთიანის გამოჩენის სხვადასხვა ალბათობის დროს	62
ცხრილი 6. დასაშვები და აკრძალული კომბინაციები MILLER კოდის ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე	66
ცხრილი 7. MILLER კოდის ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალ- ზე განლაგებული აკრძალული და მათი შესაბამისი დასაშვები კომბინაციები	66
ცხრილი 8. 2B4B კლასის კოდის დასაშვები კომბინაციები და მათგან ერთეული შეცდომების ზემოქმედების შედე- გად მიღებული კომბინაციები	74
ცხრილი 9. 2B4B კლასის კოდის აკრძალული და მათი შესაბა- მისი დასაშვები კომბინაციები	74
ცხრილი 10. 3B4B კლასის კოდის ნღპ-ების შესაძლო გარდაქმ- ნები ერთეული შეცდომების ზემოქმედების შედეგად	79
ცხრილი 11. 3B4B კლასის კოდის ±2ღპ-ების შესაძლო გარდაქმ- ნები ერთეული შეცდომების ზემოქმედების შედეგად	79
ცხრილი 12. 3B4B კლასის კოდის 1-ლი აღფაბეტის აკრძალული და მათი წარმომქმნელი დასაშვები კომბინაციები	80
ცხრილი 13. შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების ალბა- თობების მნიშვნელობები 2B4B კლასის კოდისთვის არსებული და შემოთავაზებული მეთოდების გამო- ყენების შემთხვევებში	91
ცხრილი 14. ნღპ-ები და მათი შესაბამისი დასაშვები ღპ-ები 3B4B კლასის კოდის 1-ლი აღფაბეტისთვის	95
ცხრილი 15. ნღპ-ები და მათი შესაბამისი დასაშვები ღპ-ები 3B4B კლასის კოდის მე-2 აღფაბეტისთვის	95
ცხრილი 16. ნღპ-ები და მათი შესაბამისი დასაშვები ღპ-ები 3B4B კლასის კოდის მე-6 აღფაბეტისთვის	96

ნახაზების ნუსხა

ნახ.1. NRZ კოდი	20
ნახ.2. მცწ-ს ცვლილება NRZ სიგნალის ფრაგმენტისთვის	24
ნახ.3. 1B2B კლასის კოდები	26
ნახ.4. მე-2 სახეობის ბიიმპულსური კოდის ფორმირების ალგორითმი	28
ნახ.5. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცწ-ს ანალიზის მეთოდით BI-L კოდში	34
ნახ.6. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცწ-ს ანალიზის მეთოდით BI-M კოდში	42
ნახ.7. ერთეული შეცდომების ზემოქმედება BI-L და DBI კოდებზე	44
ნახ.8. ერთეული შეცდომების ზემოქმედება BI-S და BI-M კოდებზე	44
ნახ.9. ერთეული შეცდომის ზემოქმედება BI-S კოდის დასაშვებ კომბინაციებზე	47
ნახ.10. $P_{\text{კ}}(P_1)$ და $P_{\text{მცწ}}(P_1)$ დამოკიდებულების გრაფიკები ბიიმპულსური კოდებისთვის	48
ნახ.11. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცწ-ს ანალიზის მეთოდით CMI კოდში	49
ნახ.12. $P_{\text{კ,CMI}}=f(P_1)$ დამოკიდებულების გრაფიკი	51
ნახ.13. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცწ-ს ანალიზის მეთოდით EP-1 კოდში	52
ნახ.14. ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენის ალგორითმი EP-1 კოდისთვის	56
ნახ.15. $P_{\text{კ}}(EP)=f(P_1)$ და $P_{\text{მცწ}}(EP)=f(P_1)$ დამოკიდებულების მრუდები ელექტრონულ-ფოტონური კოდებისთვის	63
ნახ.16. MILLER კოდის ფრაგმენტი და მისი მცწ-ს ცვლილების ტეხილი	64
ნახ.17. 1101 აკრძალული კომბინაციის კორექტირების პროცედურა MILLER კოდისთვის	67
ნახ.18. $P_{\text{კ}}(1B2B)=f(P_1)$ და $P_{\text{მცწ}}(1B2B)=f(P_1)$ დამოკიდებულების მრუდები	70
ნახ.19. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცწ-ს ანალიზის მეთოდით 2B4B კოდში	73
ნახ.20. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცწ-ს ანალიზის მეთოდით 3B4B კლასის კოდში	77
ნახ.21. გადაცემის სისტემის სტრუქტურული სქემა შემოთავაზებული მეთოდის განხორციელებისთვის საჭირო მოწყობილობების გათვალისწინებით	85
ნახ.22. გადაცემის სისტემის მუშაობის ამსახველი დროითი დიაგრამები	86

შესავალი

ტელეკომუნიკაციის ციფრული სისტემების სახაზო ტრაქტებში ინფორმაციის გადასაცემად გამოიყენება სახაზო სიგნალები (კოდები), რომელთა ფორმირება ხდება გარკვეული წესებით საწყისი იკმ სიგნალიდან [1-17]. მეტაღის კაბელებზე აგებულ სისტემებში სახაზო სიგნალების სახით ძირითადად გამოიყენება სამდონიანი კოდები (კვაზისამობითი, HDB-N და სხვ.), რაც შეეხება გადაცემის ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებს, იმის გამო, რომ ოპტიკური გამოსხივება თავისი ფიზიკური არსით არ შეიძლება იყოს „უარყოფითი“, სახაზო სიგნალებად აქ იყენებენ ორდონიან კოდებს. ცნობილია ასეთი კოდების მრავალი ნაირსახეობა – სკრემბლირებული, mBnB, კოდები ჩანართებით, პოლიბიპოლარული და სხვ.,– რომელთა შორის ერთ-ერთ ძირითადს წარმოადგენს mBnB კლასის კოდები. აღნიშნულ კლასს მიეკუთვნება 1B2B, 2B4B, 3B4B, 5B6B, 7B8B, 9B10B და სხვა კოდები, რომელთაგან თითოეული შეიცავს კოდების (1B2B კლასი) ან მათი ალფაბეტების (დანარჩენი კლასები) სხვადასხვა ნაირსახეობებს [3-8,10-13,17-19].

ზოგადად mBnB კლასის კოდების ფორმირების პრინციპი მდგომარეობს საწყისი ორობითი სიგნალის m სიმბოლოსგან შემდგარი ჯგუფების n სიმბოლოსგან შემდგარ კოდურ ჯგუფებად გარდაქმნაში, ამასთან $m < n$, რის გამოც ეს კოდები სიჭარბის შემცველ კოდებს წარმოადგენს. კოდში სიჭარბის არსებობა საშუალებას იძლევა საწყისი სიგნალის m-თანრიგა ბლოკების კოდირებისათვის გამოყენებულ იქნას n-თანრიგა კომბინაციების ნაწილი, რომელთაც დასაშვები კომბინაციები ეწოდება, კოდის დანარჩენი კომბინაციები კი აკრძალულს წარმოადგენს. mBnB კლასის კოდები შეიძლება აგებულ იქნას დასაშვები კომბინაციების სხვადასხვა ვარიანტების შერჩევით, რომლებსაც ეწოდება ალფაბეტები, მათი გამოყენების პრინციპზე აგებულ კოდებს კი – ალფაბეტური.

ალფაბეტური კოდებისადმი წაყენებული მოთხოვნების დაკმაყოფილების ერთ-ერთ შესაძლებლობას წარმოადგენს ალფაბეტების ისეთი შერჩევა, რომელიც უზრუნველყოფს სახაზო სიგნალში ერთიანებისა და ნულების რიცხვის დაბალანსებას

[3,10,14,17,18]. mBnB კლასის კოდები სწორედ ასეთი პრინციპით აიგება, ამიტომ მათ ალფაბეტურ-ბალანსური კოდები ეწოდება.

ციფრული გადაცემის დროს ზოგადად სახაზო სიგნალების ერთ-ერთ ძირითად მახასიათებელს წარმოადგენს მათი შეცდომების აღმოჩენისა და გასწორების (კორექტირების) უნარიანობა [20]. მაგრამ აქვე უნდა აღინიშნოს, რომ ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში გამოყენებულ ალფაბეტურ-ბალანსურ კოდებში ტრადიციულად აწარმოებენ მხოლოდ შეცდომების აღმოჩენას ხაზის ნორმალური ფუნქციონირების კონტროლის მიზნით. გამონაკლისს წარმოადგენს ბოლო თაობის SDH სისტემა, აგრეთვე – Ethernet ტექნოლოგიაზე დაფუძნებული რიგი სისტემები, რომლებშიც გამოიყენება შეცდომების ე.წ. წინმსწრები კორექტირების მეთოდი [21,22]. აქვე უნდა აღინიშნოს, რომ ITU-T-ს სტანდარტების მიხედვით ხსენებულ სისტემებში გამოყენებულ სახაზო კოდებს სიჭარბე არ გააჩნია, ამიტომ კორექტირებისთვის სიჭარბის შეტანა ამ კოდებში გამართლებულია. რაც შეეხება სიჭარბის შემცველ ალფაბეტურ-ბალანსურ კოდებს, მათი გამოყენებისას შეცდომების კორექტირების პროცედურა გათვალისწინებული არ არის. ასეთ პირობებში ინტერესს წარმოადგენს თვით ამ კოდების შესაძლებლობების გამოკვლევა შეცდომების კორექტირების უნარიანობის თვალსაზრისით.

mBnB კლასის ცალკეული კოდების ანალიზი აჩვენებს, რომ მათში შესაძლებელია არა მარტო შეცდომების აღმოჩენა, არამედ მათი ლოკალიზაცია, ანუ დაზიანებული n-თანრიგა ბლოკების ადგილმდებარეობის ზუსტი განსაზღვრა [23-27]. ასეთ შემთხვევაში იქმნება შეცდომების გარკვეული ალბათობით კორექტირების წინაპირობა, ოღონდ უკვე არატრადიციული მეთოდებით. მოცემულ ნაშრომში ამ მიმართულებით წარმოებული კვლევების მეცნიერული სიახლე მდგომარეობს შემდეგში: შემოთავაზებულია mBnB კლასის კოდებში შეცდომების კორექტირების ალბათობების გამოსათვლელი ანალიზური გამოსახულება, რომლის საშუალებით ნაპოვნია 1B2B კლასის ძირითად კოდებში – BI-L, DBI, BI-S, BI-M, CMI, EP-1, EP-2, MILLER – შეცდომების კორექტირების ალბათობები და აგებულია მათი საწყის სიგნალში სიმბოლო 1-ის გამოჩენის ალბათობისგან დამოკიდებულების გრაფიკები;

აღნიშნული გამოსახულების საშუალებით გამოკვლეულია მე-2 სახეობის ბიიმპულსური (2B4B) და 3B4B კოდების მაკორექტირებელი თვისებები – ნაპოვნია ამ კოდებში შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების ალბათობები; შემოთავაზებულია mBnB კლასის კოდებში შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის მეთოდი, რომელიც დამყარებულია ციფრულ სიგნალში უმნიშვნელო დამატებითი სიჭარბის შეტანაზე; შეფასებულია მეთოდის ეფექტურობა 1B2B კლასის ბიიმპულსური, მე-2 სახეობის ბიიმპულსური (2B4B) და 3B4B კოდებისთვის, მოყვანილია ლიტერატურული წყაროებიდან ცნობილი და ავტორის მიერ შემოთავაზებული მეთოდების შედარებითი ანალიზი შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების თვალსაზრისით.

სატელეკომუნიკაციო სისტემების განვითარების ყოველი ეტაპისთვის დამახასიათებელია სწრაფვა მათი ხარისხობრივი მაჩვენებლების ზრდისკენ, რადგანაც ეს უკანასკნელები განსაზღვრავს სისტემის ისეთ მახასიათებლებს, როგორცაა კავშირის სიშორე, არხის მდგრადობა ხელშეშლების მიმართ, ინფორმაციის მიღების სისწორე და სხვ. დღესდღეობით გადაცემის ხარისხის გაუმჯობესების ძირითადი მიმართულებებია სახაზო ტრაქტის შემადგენელი კომპონენტების ტექნოლოგიური სრულყოფა, სარეგენერაციო უბნის სიგრძის შემცირება და სხვა ანალოგიური ღონისძიებები, რომლებიც არხის პარამეტრების ფიზიკურ ცვლილებასთან არის დაკავშირებული, ეს კი იწვევს აპარატურის გაძვირებას და მისი მუშაობის საიმედოების შემცირებას. ასეთ პირობებში შეცდომების კორექტირების შესაძლებლობათა გამოვლენა, რაც იძლევა სიგნალის მიღების ხარისხის გაზრდის საშუალებას დამატებითი დანახარჯების გარეშე, აქტუალურ ამოცანას წარმოადგენს.

პრაქტიკული თვალსაზრისით სამუშაოს ღირებულებას წარმოადგენს ის, რომ მასში მოყვანილია კვლევის შედეგების პრაქტიკული გამოყენებისთვის საჭირო ყველა მონაცემი, სახელდობრ, რეკომენდაციები 1B2B, 2B4B და 3B4B კლასების კოდების ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში სახაზო სიგნალის სახით გამოყენების მიზანშეწონილობის თაობაზე.

1. ლიტერატურის მიმოხილვა

ჯერ კიდევ 10-15 წლის წინ ტელეკომუნიკაციის ციფრული სისტემები ძირითადად გამოიყენებოდა ხმოვანი სიგნალების გადასაცემად, რომლებისთვისაც შეცდომების ალბათობის მოთხოვნილი სიდიდე – 10^{-6} – სავსებით საკმარისი იყო. დღესდღეობით, როდესაც ამ სისტემებით წარმოებს ინფორმაციის დიდი მოცულობის გადატანა მნიშვნელოვან მანძილებზე მაქსიმალური სიჩქარითა და მაღალი საიმედოობით, საგრძნობლად გამკაცრდა მოთხოვნა ხაზში შეცდომების გამოჩენის ალბათობის მიმართ, სახელდობრ, იგი აღწევს $10^{-12} \div 10^{-13}$ სიდიდეს [28-30]. ალბათობის ასეთი სიდიდის მიღწევის ერთ-ერთ ეფექტურ საშუალებას წარმოადგენს სახაზო შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება.

ციფრული სისტემების ექსპლუატაციისას სახაზო სიგნალზე შეცდომების ზეგავლენა განიხილება ორ ასპექტში [20,23,24]:

ა) ხაზის კონტროლის შესაძლებლობა, რაც განისაზღვრება გადაცემული კოდის შეცდომების აღმოჩენის უნარიანობით. ამ დროს საკმარისია მხოლოდ შეცდომების არსებობის ფაქტის დაფიქსირება და არ არის აუცილებელი მათი ზუსტი ადგილმდებარეობის დადგენა.

ბ) აღმოჩენილი შეცდომების შემდგომი კორექტირების შესაძლებლობა, რაც გულისხმობს, სულ მცირე, შეცდომით დაზიანებული კონკრეტული კოდური კომბინაციის განსაზღვრას და, თუ ეს შესაძლებელია, დაზიანებული სიმბოლოს აღმოჩენას.

დღესდღეობით არსებულ ლიტერატურულ წყაროებში ძირითადად განიხილება ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში გამოყენებულ ალფაბეტურ-ბალანსურ და, მათ შორის, mBnB კლასის ცალკეულ კოდებში შეცდომების აღმოჩენის საკითხები. ამ მიმართულებით წარმოებული კვლევები დამყარებულია მიმდინარე ციფრული ჯამის კონტროლის [3,19,13], აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენისა [3,10,27] და სიმბოლოთა მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის დაფიქსირების [3,10] მეთოდებზე. ასე მაგალითად, 1B2B კლასის კოდებში შეცდომების

აღმოჩენის უზრუნველსაყოფად BI-L კოდში იკრძალება სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში 11 და 00 კომბინაციების გამოჩენა [13], AMI-II კოდში ზედიზედ გამოჩენილი ერთნაირი სიმბოლოების რაოდენობა არ აღემატება ორს [13], კოდში Radev-Stoianov ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე შეუძლებელია 1111 და 0000 კომბინაციების ფორმირება [7,13] და სხვ. ანალოგიურად, 3B4B, 5B6B, 7B8B და სხვა კოდებში შეცდომების აღმოსაჩენად გამოიყენება მათი ისეთი თვისებები, როგორცაა ერთიანებისა და ნულების ზედიზედ გამოჩენის დასაშვები რაოდენობა, დისპარიტეტული კომბინაციების გამოჩენის კანონზომიერება, მიმდინარე ციფრული ჯამის საზღვრების დასაშვები მნიშვნელობები და ა.შ. [3,10].

ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში შეცდომების აღმოჩენის ერთ-ერთი გავრცელებული მეთოდია შეცდომების კონტროლი არხის გამორთვის გარეშე, რომელსაც ლუწობის კონტროლის მეთოდს უწოდებენ (Bit Interleaved Parity - B1P) [31]. იგი ფართოდ გამოიყენება თანამედროვე SDH სისტემებში. ლუწობის კონტროლი წარმოებს ციკლის მონაცემთა კონკრეტული ბლოკისთვის მონაცემთა 2, 8 და 24 ბიტიანი კომბინაციების საზღვრებში (შესაბამისად B1P-2, B1P-8 და B1P-24). გარკვეული რაოდენობის ასეთი კომბინაციები იკრიბება თანრიგობრივად ორის მოდულით, რის შედეგად განისაზღვრება ყოველ თანრიგში ერთიანების ლუწობა ან კენტობა. შეკრების შედეგი გადაიცემა ხაზში კოდური სიტყვის სახით. მიმღებში წარმოებს ანალოგიური პროცედურა, მიღებული კოდური სიტყვა ედრება გადამცემიდან მოსულს და ხდება შეცდომების აღმოჩენა.

შეცდომების აღმოჩენის მეთოდების ასეთი მრავალფეროვნების ფონზე თვალში საცემია შეცდომების კორექტირების მეთოდების სიმწირე. პრაქტიკულად ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში გამოიყენება მხოლოდ ზემოთ ნახსენები წინმსწრები კორექტირების მეთოდი და ისიც – სიჭარბის არმქონე კოდებისთვის.

აღნიშნული მეთოდით შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირებისთვის, როგორც წესი, იყენებენ ციკლურ ბლოკურ კოდებს – ჰემინგის, ბოუზ-ჩოუდჰური-ჰოკვენგემის, რიდ-სოლომონის (Reed-

Solomon - RS) და სხვ.[20]. ოპტიკურ სისტემებში ყველაზე ხშირად იყენებენ ამ უკანასკნელს, რომლის აგების სტრუქტურა შემდეგნაირია [21].

ციფრული მიმღევრობა წარმოდგენილია m -ბიტიანი ფრაგმენტების სახით, რომელთაც სიმბოლოები ეწოდება. სიმბოლოები ერთიანდება $n=(2^m-1)$ სიგრძის ბლოკებში, რომლებიც შეიცავს k სიმბოლოსგან შემდგარ მონაცემთა ბლოკს და $(n-k)$ ჭარბ საკონტროლო სიმბოლოს. RS(n,k) კოდირების ალგორითმი აფართოებს k სიმბოლოსგან შემდგარ ბლოკს n ზომამდე. სიმბოლოს სიგრძე, როგორც წესი, 2-ის ხარისხს წარმოადგენს, ამასთან ფართოდ გამოიყენება მნიშვნელობა $m=8$, ე.ი. სიმბოლოს სიგრძე 1 ბაიტის ტოლია. შეცდომების გასასწორებლად გამოიყენება 16-სიმბოლოიანი ბლოკი, რომელიც მიეკუთვნება წრფივი ციკლური ბლოკური კოდების კლასს. გადაცემის ყოველი ციკლი, მაგალითად, STM-N, იყოფა მონაცემთა სიმბოლოების 239 ბაიტიან ბლოკებად, რომელთაგან თითოეულს ემატება 16 სიმბოლოიანი საკონტროლო ბლოკი (240-255 ბაიტი). ამგვარად, $n=255$, $k=239$, ე.ი. გვაქვს კოდი RS(255,239). გაერთიანებული k ბლოკი და $n-k$ ქმნიან ციკლის ქვესტრიქონს. ქვესტრიქონების სინქრონული ბაიტური მულტიპლექსი-რების შედეგად იქმნება ციკლის ერთი სტრიქონი.

$n-k$ ბლოკის ფორმირებისას მონაცემთა k ბლოკი იძვრება $n-k$ პოზიციით და იყოფა მწარმოებელ $P=x^8+x^4+x^3+x^2+1$ პოლინომზე, რის შედეგად მიიღება $n-k$ სიგრძის ნაშთი. მიმღებში წარმოებს ქვესტრიქონის გაყოფა მწარმოებელ იგივე პოლინომზე. თუ გაყოფის შემდეგ ნაშთი ნულია, ეს ნიშნავს, რომ გადაცემა უშეცდომოდ განხორციელდა, ხოლო თუ ნაშთი ნულისგან განსხვავდება – ხაზში ადგილი ჰქონდა შეცდომას. შეცდომის ადგილმდებარეობა ბლოკის შიგნით განისაზღვრება ნაშთის მიხედვით, მაგალითად, ცხრილური მეთოდით.

ზემოთქმულიდან ჩანს, რომ კორექტირების ეს მეთოდი იწვევს გადასაცემი ინფორმაციის სიჭარბის მნიშვნელოვან ზრდას, ამიტომ მისი გამოყენება მიზანშეწონილია მცირე სიჭარბის ან სიჭარბის არმქონე კოდებისთვის. მართლაც, როგორც ზემოთ ითქვა, აღნიშნული მეთოდით შეცდომების კორექტირება ხდება მხოლოდ თანამედროვე

ოპტიკურ სისტემებში, რომლებშიც გამოიყენება სწორედ ასეთი კოდები (მაგალითად, SDH ქსელებში ITU-T-ს სტანდარტებით სახაზო სიგნალს წარმოადგენს სიჭარბის არმქონე NRZ კოდი [32], Ethernet ქსელებში – 8B/6B სამდონიანი კოდი, რომელშიც გადაცემის სიჩქარე შემცირებულია 1,3-ჯერ 1B2B კოდების გადაცემის სიჩქარესთან შედარებით[28,33]). რაც შეეხება ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში გამოყენებულ mBnB კლასის სიჭარბის მქონე კოდებს, მათთვის შეცდომების კორექტირება კლასიკური სახით გათვალისწინებული არ არის. მეორე მხრივ, კოდების შეცდომების კორექტირების შესაძლებლობების გამოვლენა წარმოადგენს დამატებით (და, თანაც, მნიშვნელოვან) რეზერვს ტელეკომუნიკაციის სისტემის ხარისხობრივი მაჩვენებლების ზრდის საქმეში. აღნიშნულის გათვალისწინებით აქტუალურად მიგვაჩნია mBnB კლასის კოდებში შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირებისთვის მათში არსებული სიჭარბის გამოყენების საკითხების გამოკვლევა.

ინტერესი mBnB კლასის კოდების შეცდომების კორექტირების საკითხებისადმი გაჩნდა ბოლო რამდენიმე წლის განმავლობაში. ამ თემატიკას ეძღვნება რიგი პუბლიკაციებისა [23,24,27,34], რომლებშიც ძირითადად დასახულია აღნიშნული კლასის ზოგიერთი კოდის შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობების კვლევის მიმართულებები. მაგრამ, მიუხედავად იმისა, რომ ხსენებულ ნაშრომებში მიღებულია საკმაოდ საინტერესო შედეგები, შეიძლება ითქვას, რომ პრობლემა სრულყოფილად არ არის გადაჭრილი. მართლაც, მათში განხილულია mBnB კლასის კოდების შეზღუდული რაოდენობა და, გარდა ამისა, არ არის დასახული შეცდომების კორექტირების პროცესის დახვეწის მიმართულებები.

წინამდებარე ნაშრომში განხორციელებულია აღნიშნული ხარვეზების ნაწილობრივ აღმოფხვრის მცდელობა. პირველ რიგში ეს გამოიხატება იმაში, რომ, ჯერ ერთი, შემოთავაზებულია mBnB კლასის კოდებში ერთეული შეცდომების კორექტირების ალბათობის განმსაზღვრელი ზოგადი ანალიზური გამოსახულება, რომლის გამოყენებითაც გამოკვლეულია ერთ-ერთი მნიშვნელოვანი ქვეკლასის (1B2B) ძირითადი კოდების – BI-L, BI-M, BI-S, DBI, CMI, EP-1, EP-2,

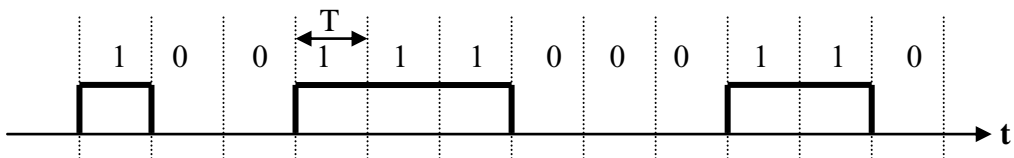
MILLER, აგრეთვე – მე-2 სახეობის ბიომპულსური კოდისა და 3B4B კლასის კოდის ალფაბეტების შესაძლებლობები შეცდომების კორექტირების თვალსაზრისით და, მეორე მხრივ, შემოთავაზებულია შეცდომების კორექტირების ახალი მეთოდი, რომელიც კოდების სიჭარბის მცირეოდენი ზრდის ხარჯზე უზრუნველყოფს შეცდომების გასწორების ალბათობის ზრდას, ამასთან რიგი კოდებისთვის – მნიშვნელოვანს. ნაშრომში ნაჩვენებია ამ მეთოდის ეფექტურობა როგორც 1B2B, ისე მე-2 სახეობის ბიომპულსური და 3B4B კლასების კოდებისთვის.

2. შედეგები და მათი განსჯა

თავი 1. სახაზო კოდების შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობათა კვლევის მეთოდები

1.1. სახაზო კოდირება გადაცემის ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში. ძირითადი განმარტებები და ცნებები

მულტიპლექსირების შედეგად მიღებული ციფრული მიმდევრობისთვის დამახასიათებელია, რომ გადასაცემი შეტყობინების ყოველ „1“ სიმბოლოს შესაბამეა T ხანგრძლივობის იმპულსი, ხოლო „0“ - ს იგივე ხანგრძლივობის პაუზა (ნახ.1). ასეთი პრინციპით აგებულ კოდს ეწოდება „კოდი ნულისკენ დაბრუნების გარეშე“ (ინგლისურად „Non Return To Zero“ [3,10,34,35]. ამ სიტყვების საწყისი ასოების მიხედვით მას მიეცა დასახელება NRZ).



ნახ.1. NRZ კოდი

აღნიშნული კოდი მარტივია, ენერგეტიკულად მაღალეფექტური, მაგრამ მისი უშუალო გადაცემა ხაზში მიზანშეწონილი არ არის რიგი მიზეზების გამო, რომელთაგან ძირითადია შემდეგი [3,10,18]:

– კოდში ადგილი აქვს იმპულსების და პაუზების გრძელ სერიებს, რომელთა არსებობა აუარესებს რეგენერატორში ფორმირებული სტაქტო სიგნალის პარამეტრებს;

- გამოსავალ ციფრულ ნაკადს გააჩნია ფართო სპექტრი, რაც აძნელებს მის გადაცემას გატარების შეზღუდული ზოლის მქონე კავშირის არხით;
- სიგნალის სპექტრს გააჩნია მნიშვნელოვანი სიმძლავრის დაბალსიხშირული მდგენელები, რომელნიც ინტერფერირებს გადასაცემი დაბალსიხშირული სიგნალის მდგენელებთან;
- სპექტრი შეიცავს დიდი სიმძლავრის მუდმივ მდგენელს, რაც ართულებს კვების ქსელის ძაბვის ფილტრაციას;
- ციფრული სისტემების ექსპლუატაციის დროს საჭიროა გადაცემის ხარისხის კონტროლი კავშირის შეუწყვეტლად. აღნიშნული კოდი ვერ უზრუნველყოფს შეცდომების წარმოქმნის ნიშნების აღმოჩენას, რის გამოც კონტროლი ვერ ხორციელდება.

ყოველივე ამის გამო, საზში გადასაცემი სიგნალის სპექტრის ფორმის ოპტიმიზებისთვის გამოიყენება ე.წ. სახაზო კოდირება. მან უნდა უზრუნველყოს[3,10]:

- მინიმალური სპექტრული სიმკვრივე ნულოვან სიხშირეზე და მისი შეზღუდვა ქვედა სიხშირეებზე;
- ინფორმაცია გადასაცემი სიგნალის სატაქტო სიხშირის შესახებ დისკრეტული მდგენელის სახით, რომელიც ადვილად გამოიყოფა სპექტრის უწყვეტი ნაწილის ფონზე;
- უწყვეტი სპექტრის ვიწროზოლოვნობა კავშირის არხში დაუმახინჯებელი გადაცემისთვის;
- მცირე სიჭარბე კავშირის არხში გადაცემის ფარდობითი სიჩქარის შესამცირებლად;
- ერთი და იგივე სიმბოლოებისგან (1 ან 0) შედგენილი ბლოკების სიგრძეებისა და დისპარიტეტობის (1-ისა და 0-ის სხვადასხვა რიცხვი კოდურ კომბინაციებში) შეძლებისდაგვარად მცირე სიდიდეები ;
- სახაზო სიგნალში შეცდომების წარმოქმნის ნიშნების აღმოჩენა.

ITU-T-ს G.701 რეკომენდაციის თანახმად [32] სახაზო კოდი (სახაზო სიგნალი) არის არხის მახასიათებლებთან შესაბამისობის პირობის გათვალისწინებით შერჩეული კოდი, რომელიც განსაზღვრავს შესაბამისობას გადაცემისათვის განკუთვნილი სიმბოლოების

ერთობლიობასა და არხით გადაცემული სიგნალის ელემენტების მიმდევრობას შორის.

სახაზო სიგნალი წარმოადგენს ერთი და იგივე ფორმის იმპულსების შემთხვევით მიმდევრობას, რომლებიც ერთმანეთისგან დაშორებულია დროის რაღაც მუდმივი T სატაქტო ინტერვალის ჯერადი kT ($k=1,2,\dots$) მონაკვეთებით.

როგორც წესი, იმპულსების ფორმა სწორკუთხაა, მათი ამპლიტუდა A კი ზოგად შემთხვევაში შეიძლება იღებდეს რამდენიმე დისკრეტულ მნიშვნელობას – A_1, A_2, A_3 და ა.შ., რომელთაც სიგნალის დონეები ეწოდება. დონეების n რიცხვი განსაზღვრავს შესაბამისი სიგნალის სახელწოდებას. მაგალითად, თუ $n=2$, სიგნალს ეწოდება ორდონიანი, $n=3$ დროს – სამდონიანი და ა.შ.

ორდონიანი კოდირება შეიძლება იყოს ერთპოლარული $(+1, 0)$ და ორპოლარული, ანუ სიმეტრიული $(+1, -1)$, სამდონიანი – ერთპოლარული $(+2, +1, 0)$ და ორპოლარული $(+1, 0, -1)$.

სამდონიანმა სახაზო სიგნალებმა კვაზისამობითი კოდების სახით ძირითადად გამოყენება პოვა ტელეკომუნიკაციის მეტალის გამტარიან ხაზებში [15,16]. აქ ინფორმაციის გადასაცემად გამოიყენება $+1, 0$ და -1 დონეები. რაც შეეხება გადაცემის ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებს, აქ მრავალდონიანი სახაზო კოდების გამოყენება დიდ სირთულეებთან არის დაკავშირებული. საქმე იმაშია, რომ ოპტიკურ ხაზებში ადგილი აქვს ოპტიკური გადამტანის ინტენსიობის მოდულირებას, ოპტიკური გამოსხივება კი თავისი ბუნებით დადებითი სიდიდეა, ამიტომ „უარყოფითი“ გამოსხივების მიღება ფიზიკურად შეუძლებელია. თუმცა ოპტიკურ სისტემებში თეორიულად შესაძლებელია სამდონიანი სიგნალების გამოყენება, თუ საშუალო დონეს ნულისგან განსხვავებულს შევარჩევთ, მაგრამ ასეთ შემთხვევაში მნიშვნელოვნად იზრდება სიგნალის დაკვანტვის ხმაურები.

კოდირების სხვადასხვა მეთოდებში „1“ სიმბოლო შეიძლება წარმოდგენილ იქნას დადებითი სწორკუთხა იმპულსით სატაქტო ინტერვალის მთელ ან ნახევარ სიგრძეზე, ან გადასვლით „+1“ - დან „0“ - ზე ან „-1“ - ზე (ქვედა საფეხურზე) ინტერვალის ცენტრში, ხოლო „0“ - შესაბამისი ხანგრძლივობის უარყოფითი იმპულსით, ან იმპულსის არ-

არსებობით, ან უკუგადასვლით „-1“- დან ან „0“-დან „+1“-ზე (ზედა საფეხურზე) ინტერვალის ცენტრში [3,4].

ერთნაირი სიმბოლოების ბლოკების („11...11“ ან „00...00“ ტიპის) სიგრძეების შესაზღვრავად გამოიყენება იმპულსთა რეგულარული კოდური მიმდევრობის ინვერსია (დაუგეგმავი ცვლილება). ინვერსიასთან ერთად ზოგჯერ გამოიყენება ჩანამატები (განსაზღვრული პოლარობის დამატებითი სიმბოლოები), რომლებიც იძლევა კოდურ კომბინაციაში განსხვავებული სიმბოლოების პარიტეტის შენარჩუნების საშუალებას.

NRZ კოდის გარდაქმნას რომელიმე სახაზო კოდად აუცილებლად თან სდევს სიჭარბის წარმოქმნა ციფრულ მიმდევრობაში დამატებითი ორობითი თანრიგების შეყვანის გამო. ეს პროცესი მდგომარეობს იმაში, რომ საწყისი უწყვეტი კოდი გარდაიქმნება ბლოკურ კოდად, რომლის მისაღებად საწყის კოდს დაყოფენ ერთი ან რამდენიმე თანრიგის შემცველ მონაკვეთებად, შემდეგ კი აფორმირებენ თითოეული ამ მონაკვეთის შესაბამის განსაზღვრულ კომბინაციას (ბლოკს). როგორც წესი, ამ ბლოკის თანრიგთა რიცხვი აღემატება საწყისი მიმდევრობის მისი შესაბამისი მონაკვეთის თანრიგთა რიცხვს, რაც იწვევს სახაზო კოდში როგორც დასაშვები, ისე აკრძალული კომბინაციების არსებობას. ეს უკანასკნელი ფაქტორი გამოიყენება სახაზო სიგნალში წარმოქმნილი შეცდომების აღმოსაჩენად.

განვიხილოთ, თუ როგორ აკმაყოფილებს სიჭარბის შემცველი კოდები სახაზო სიგნალებისადმი წაყენებულ სხვა მოთხოვნებს.

სიჭარბის შემცველი კოდების გამოყენება იძლევა სახაზო სიგნალის ენერგეტიკულ სპექტრში დაბალსიხშირული მდგენელების სიმძლავრის შემცირებისა და ნულოვან სიხშირეზე სპექტრული სიმკვრივის მდგენელის პრაქტიკულად მოსპობის საშუალებას. ეს ხორციელდება სახაზო კოდის დასაშვები კომბინაციების სათანადო შერჩევით, რაც იმაში გამოიხატება, რომ აღნიშნული კომბინაციების დისპარიტეტობა და, შესაბამისად, იმპულსთა მიმდევრობის მიმდინარე ციფრული ჯამი (მცჯ) 0-თან ახლოს უნდა იყოს.

კოდური კომბინაციების დისპარიტეტობა D განისაზღვრება კოდურ კომბინაციაში ერთიანებისა და ნულების რიცხვთა სხვაობით. თუ კოდურ კომბინაციაში აღნიშნული სხვაობა ნულის ტოლია, მას ნულო-

ვანი დისპარიტეტობის კომბინაცია (ნდკ) ეწოდება, წინააღმდეგ შემთხვევაში კი – დისპარიტეტული კომბინაცია (დკ). დკ-ში ნულების სიჭარბის დროს $D < 0$, ხოლო ერთიანების სიჭარბის დროს $D > 0$.

კოდური კომბინაციების დისპარიტეტობასთან ერთად გამოიყენება ციფრული სიგნალის მიმდინარე დისპარიტეტობის ცნება. იგი გვიჩვენებს დროის მოცემული მომენტისთვის გადაცემული ერთიანებისა და ნულების რაოდენობათა ბალანსის დარღვევის ხარისხს. სახაზო სიგნალები-სადმი წაყენებული ისეთი ძირითადი მოთხოვნის დასაკმაყოფილებლად, როგორცაა ენერგეტიკული სპექტრის დაბალსიხშირული მდგენელების სიმძლავრის შემცირება, მიმდინარე დისპარიტეტობა უნდა იცვლებოდეს მცირე ფარგლებში ნულის სიახლოვეს.

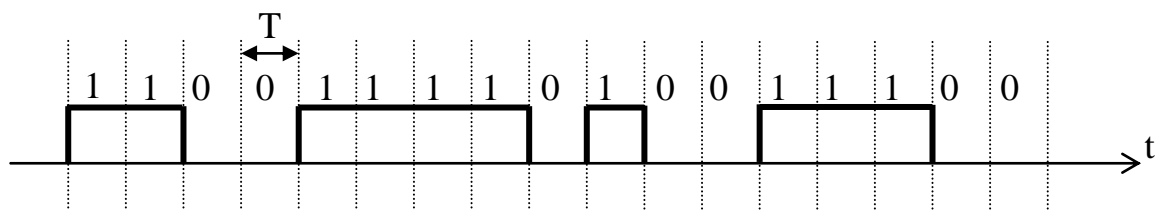
იმპულსური მიმდევრობის მცზ-ს ცნება ფართოდ გამოიყენება ციფრული სიგნალების ხარისხობრივი მახასიათებლების შეფასებისთვის. იგი წარმოადგენს ხაზში გადაცემული ციფრული მიმდევრობის სიმბოლოების ალგებრულ ჯამს მისი დასაწყისიდან დროის მოცემულ მომენტამდე [3,10]:

$$\sigma = \sum_{k=-\infty}^n a_k$$

აქ m არის სიმბოლოთა რაოდენობა, a_k – სიმბოლოს დონე k -ურ სატაქტო ინტერვალზე. როგორც წესი, მიღებულია, რომ სიმბოლო 1-სთვის $a_k = +1$, სიმბოლო 0-სთვის კი $a_k = -1$.

მე-2 ნახაზზე მოყვანილია მცზ-ს მნიშვნელობები NRZ სიგნალის ფრაგმენტისთვის:

$$\sigma = 0, +1, +2, +1, 0, +1, +2, +3, +4, +3, +4, +3, +2, +3, +4, +5, +4, +3, +2$$



ნახ.2. მცზ-ს ცვლილება NRZ სიგნალის ფრაგმენტისთვის

როგორც ვხედავთ, აქ σ -ს მნიშვნელობები შეზღუდული არ არის. ისინი შეიძლება ხანგრძლივი დროის განმავლობაში იმყოფებოდეს სრულებით განსხვავებულ არეებში, რაც მიუთითებს უწყვეტი სპექტრის არა-ნულოვან სიმკვრივეზე. ამავე დროს σ -ს მნიშვნელობათა შეუზღუდველობის გამო შეუძლებელია რეგენერირების შეცდომების კონტროლი. სიჭარბის შემცველ სახაზო სიგნალში შესაძლებელია ისეთი დასაშვები კომბინაციების შერჩევა, რომ მცჯ იცვლებოდეს რაღაც შეზღუდულ ფარგლებში, რითაც თავიდან იქნება აცილებული ზემოთ ნახსენები ნაკლოვანებები.

ცხადია, რომ σ -ს ცვალებადობის მინიმალური საზღვრების მიღების და, რაც მთავარია, შეცდომების კონტროლის ერთ-ერთი საშუალებაა კოდური კომბინაციების 0-ვანი დისპარიტეტობა, ამიტომ დასაშვები კომბინაციების შერჩევას ეს ფაქტორი გათვალისწინებულ უნდა იქნას. იმ შემთხვევაში, როცა სახაზო კოდის სტრუქტურა არ იძლევა ნულოვანი დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციების შედგენის საშუალებას, საჭიროა დასაშვები კომბინაციები შერჩეული იქნას დისპარიტეტობის მინიმალური სიდიდის მიღების პირობიდან გამომდინარე.

მიუხედავად იმისა, რომ ბოჭკოვან-ოპტიკური სისტემების გატარების ზოლი ელექტრულ გამტარიან ხაზების ზოლთან შედარებით გაცილებით დიდია, ეს არ იძლევა სიჭარბის, ანუ კოდური კომბინაციების თანრიგების რაოდენობის ნებისმიერად გაზრდის საშუალებას, ამიტომ ამ სისტემებში პრაქტიკულად იყენებენ სახაზო კოდებს, რომელთა კომბინაციების თანრიგების რაოდენობის ფარდობა საწყისი მიმდევრობის შესაბამისი მონაკვეთების სიმბოლოთა რაოდენობასთან არ აღემატება 2-ს.

ოპტიკური კავშირის სისტემებისთვის რეკომენდებული სხვადასხვა სახის სახაზო კოდებიდან ერთ-ერთი მნიშვნელოვანია mBnB კლასის ალფაბეტურ-ბალანსური კოდები [3,7,8,10,11]. ამ კოდების ფორმირების ალგორითმი ზემოთ იყო განხილული. ქ მხოლოდ დავამატებთ, რომ $n > m$ უტოლობიდან გამომდინარე კოდს გააჩნია სიჭარბე:

$$\gamma = \frac{n}{m} - 1.$$

აღნიშნული სიჭარბე იძლევა საშუალებას საწყისი სიგნალის m -თანრიგა ბლოკების კოდირებისთვის გამოყენებულ იქნას n -თანრიგა კომბინაციების ნაწილი (2^m), რომელთაც დასაშვები ეწოდება, დანარჩენი კომბინაციები ($2^n - 2^m$) კი აკრძალულს წარმოადგენს.

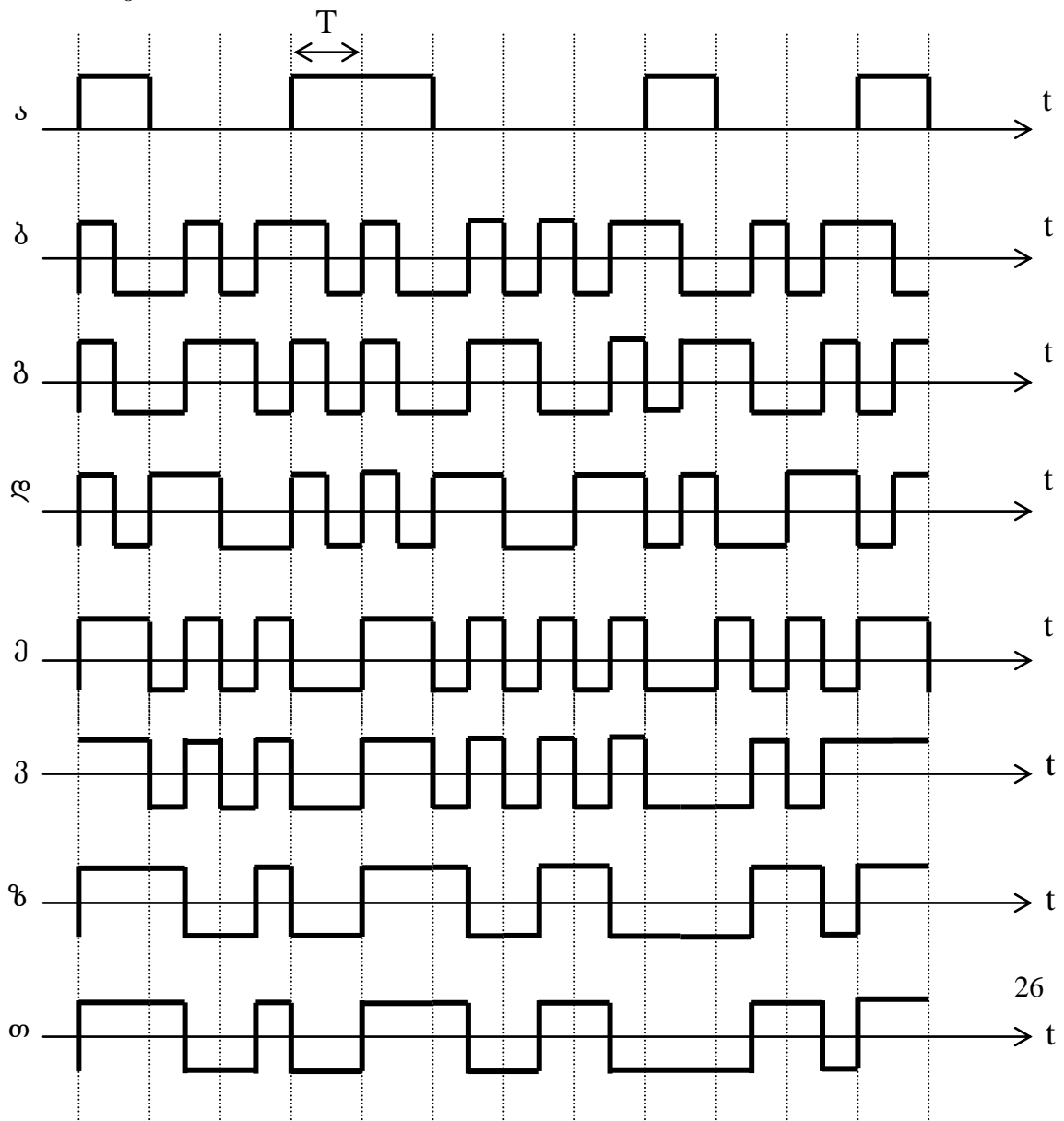
ქვემოთ მოყვანილია mBnB კლასის იმ კოდების ფორმირების პრინციპები, რომლებიც განიხილება მოცემულ ნაშრომში.

1.2. გამოსაკვლევი სახაზო კოდები და მათი ფორმირების ალგორითმები

1.2.1. 1B2B კლასის კოდები

შიგასაქალაქო სატელეფონო და ლოკალურ ქსელებში ფართოდ გამოიყენება 1B2B კლასის კოდები. დღეისათვის ცნობილია ამ კოდების

საკმაოდ დიდი რიცხვი. ზოგიერთი მათგანი ნაჩვენებია მე-3 ნახაზზე [3,4,10].



ნახ.3. 1B2B კლასის კოდები

მე-3 ა ნახაზზე ნაჩვენებია საწყისი NRZ მიმდევრობა.

მე-3 ბ ნახაზზე მოყვანილია BI-L კოდის ფორმირების ალგორითმი. იგი მიიღება საწყისი მიმდევრობის 1 და 0 სიმბოლოების წარმოგენით შესაბამისად 10 და 01 ბლოკებით.

DBI კოდის (ნახ. 3 გ) ფორმირებისას საწყისი მიმდევრობის ორივე სიმბოლო შეიძლება წარმოდგენილ იქნას როგორც 01, ისე 10 ბლოკებით, ამასთან საწყის სიგნალში 1-ის გამოჩენისას ბლოკის შერჩევა ხდება ისე, რომ იგი ემთხვევა წინა სატაქტო ინტერვალზე განლაგებულ ბლოკს, 0-ის გამოჩენისას კი – ფორმირდება ბლოკი, რომელიც წინამდებარე ბლოკის საწინააღმდეგოა.

BI-M (ნახ.3 დ) და BI-S (ნახ.3 ე) კოდებისთვის დამახასიათებელია $1 \rightarrow 0$ და $0 \rightarrow 1$ გადასვლის არსებობა ყოველი ბლოკის დასაწყისში. გარდა ამისა, BI-M კოდში ადგილი აქვს აღნიშნულ გადასვლებს ბლოკის შუაში საწყისი 1-ს დროს, BI-S კოდში კი საწყისი 0-ის დროს.

CMI კოდის (ნახ.3 ვ) ფორმირებისას საწყისი სიგნალის 1 გადაცემა 00 და 11 ბლოკების მონაცვლეობით, 0 კი – 01 ბლოკით (შესაძლოა 01 მაგიერ 10 ბლოკის გამოყენება).

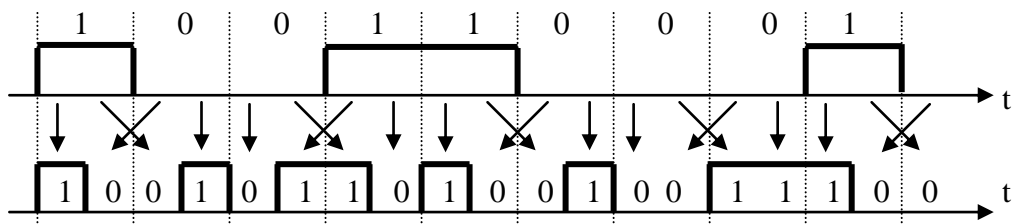
Ep-1 კოდის (ნახ.3 ზ) ფორმირების ალგორითმი მდგომარეობს შემდეგში: საწყისი სიგნალის 1 კოდირება მონაცვლეობით 11 და 00 ბლოკებით, ხოლო 0 – ასევე მონაცვლეობით 01 და 10 ბლოკებით, მაგრამ ისე, რომ ამ ბლოკების პირველი სიმბოლო ემთხვევა წინამდებარე ბლოკის მეორე სიმბოლოს. Ep-2 კოდში (ნახ.3 თ) გამოყენებულია ფორმირების იგივე პრინციპები, იმ განსხვავებით, რომ საწყისი სიგნალის 0-ის კოდირება ხდება მონაცვლეობით 01 და 10 ბლოკებით ყოველგვარი დამატებითი პირობების გარეშე.

მიღერის კოდი (ნახ.3 ი) წარმოადგენს Ep-1-ის „შებრუნებულს“, ოღონდ მასში აკრძალულია T/2 ხანგრძლიობის იმპულსების ფორმირება, ამიტომ ამ კოდში არაა აუცილებელი 11 და 00 ბლოკების მონაცვლეობა, რომლებითაც კოდირდება საწყისი სიგნალის 0 სიმბოლოები.

1.2.2. 2B4B და 3B4B კლასების კოდები

ბიიმპულსური კოდების ზემოთ მოყვანილი ნაირსახეობების გარდა პრაქტიკაში გამოიყენება პოვა ე.წ. მე-2 სახეობის ბიიმპულსურმა სიგნალმა [36], რომელიც მიიღება საწყისი იკმ სიგნალიდან მე-4 ნახაზზე ნახვენები ალგორითმით.

როგორც ნახაზიდან ჩანს, ამ შემთხვევაშიც, ისევე, როგორც BI-L კოდის ფორმირების დროს, საწყისი სიგნალის ერთიანები კოდირდება 10 ბლოკებით, ნულები კი – 01-ით. განსხვავება იმაშია, რომ სატაქტო ინტერვალებზე მორიგეობით ფორმირდება ორი მეზობელი ბლოკის პირველი და მეორე სიმბოლოები, ე.ი. ერთი და იმავე ბლოკის სიმბოლოები დროში დაძრულია ერთმანეთისგან T/2 ინტერვალით.



ნახ.4. მე-2 სახეობის ბიიმპულსური კოდის ფორმირების ალგორითმი

თუ მე-2 სახეობის ბიიმპულსური სიგნალის ფორმირების პროცედურიდან გამოვრიცხავთ საწყისი სიგნალის ჯერ BI-L კოდად გარდაქმნას, შემდეგ კი კოდის ბლოკების სიმბოლოების ზემოთ ხსენებულ დაძვრას დროში, შეიძლება ვთქვათ, რომ ფაქტობრივად მისი ფორმირება შესაძლებელია საწყისი სიგნალის ორთანრიგა მონაკვეთების გარდაქმნით ოთხთანრიგა ბლოკებად შემდეგი შესაბამისობებით:

00 → 0011; 01 → 0110; 11 → 1100; 10 → 1001.

სხვა სიტყვებით რომ ვთქვათ, ადგილი აქვს mBnB კლასის კოდების ერთ-ერთი ნაირსახეობის – 2B4B კლასის კოდის ფორმირებას.

მე-2 სახეობის ბიიმპულსური სიგნალის შემოთავაზება ძირითადად განპირობებული იყო იმით, რომ მას გააჩნია უფრო ვიწრო სიხშირული სპექტრი BI-L კოდთან შედარებით, რის გამოც რიგ შემთხვევებში მისი გამოყენება უფრო მიზანშეწონილია. აქვე უნდა ითქვას, რომ ასეთი სიგნალის დანარჩენი მახასიათებლები, როგორცაა შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობა, ბლოკური და სატაქტო სინქრონიზების სიზუსტე და ა.შ. შესწავლილი არ არის, ამიტომ დანარჩენ ბიიმპულსურ კოდებთან შედარებით მისი უპირატესობის შესახებ საუბარი ნაადრევია. ამ თვალსაზრისით საინტერესოდ გვესახება 1B2B კლასის კოდებთან ერთად ბიიმპულსური კოდების აღნიშნული სახეობის შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების უნარიანობის გამოკვლევა.

ზემოთ განხილულ კოდებს გააჩნია მაღალი სიჭარბე – $n/m=2$. მათ გარდა ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში გამოყენებისათვის რეკომენდებულია შედარებით მცირე სიჭარბის კოდები. რომელთა ფორმირების პრინციპები ეყრდნობა ე.წ. აწონილი კოდირების საკმაოდ ეფექტურ მეთოდებს.

აწონილი კოდირების დროს საწყისი ორობითი კოდის m სიმბოლოსგან შედგენილი ყველა კომბინაცია, რომელთა რიცხვი 2^m ტოლია, იყოფა 2 ჯგუფად. პირველი ჯგუფის კომბინაციების კოდირება ხდება $n>m$ სიმბოლოებისგან შედგენილი ბლოკებით, რომლებიც შეიცავს ერთიანებისა და ნულების თანაბარ რიცხვს (მათ ეწოდება კომბინაციები მუდმივი წონით $R=n_E$). მცირე სიჭარბის დროს ასეთი კომბინაციების რაოდენობა არასაკმარისია ყველა საწყისი 2^m კომბინაციის კოდირებისთვის.

დანარჩენი კომბინაციების (მეორე ჯგუფის კომბინაციები) კოდირება ხდება სახაზო კოდის ბლოკების სახით, რომელთა წონებია $R=n_E+1$ (პირდაპირი ბლოკები) და $R=n_E-1$ (ინვერსული ბლოკები). ამასთან ერთეულოვანი გზავნილების საშუალო სიმკვრივე მიმდევრობაში მუდმი-

ვია და n_E ტოლი. აღნიშნულ კოდებს მიეკუთვნება 3B4B, 5B6B, 7B8B და ანალოგიური სტრუქტურის სხვა კოდები. განვიხილოთ 3B4B კოდის ალფაბეტების ოპტიმალური შერჩევის საკითხები.

1-ლ ცხრილში მაგალითის სახით მოყვანილია 3B4B კლასის კოდის აგების 2 შესაძლო ვარიანტი. აქ დისპარიტეტული კომბინაციების ჯგუფში კოდური კომბინაციები შეირჩევა და წყვილდება ისე, რომ შემ-ცირდეს მიმდინარე დისპარიტეტობა, ერთნაირი სიმბოლოების სერიების სიგრძე და სიგნალის სპექტრული სიმკვრივე დაბალსიხშირულ არეში.

ცხრილი 1

3B4B კლასის კოდის აგების ვარიანტები

3B	4B	
	I ვარიანტი	II ვარიანტი
000	0101	0011
001	1001	0100 1101
010	1110 0100	0110
011	1101 1000	0010 1011
100	0111 0010	1010
101	1011 0001	1100
110	0110	1001
111	1010	0101

I ვარიანტში კოდირებისათვის გამოყენებულია ნულოვანი დისპარიტეტობის 4 და არანულოვანი დისპარიტეტობის 8 კომბინაცია, II ვარიანტში კი – შესაბამისად 6 და 4. აქედან გამომდინარე, I ვარიანტში კოდის აკრძალულ კომბინაციათა რიცხვია 4, II ვარიანტში კი – 6, რის გამოც ამ უკანასკნელ შემთხვევაში პირველთან შედარებით უმჯობესდება

სახსო კოდში შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობები. მეორე მხრივ უნდა აღინიშნოს, რომ კოდირების I ვარიანტს II ვარიანტთან შედარებით რაიმე სახის უპირატესობა არ გააჩნია.

აღნიშნულიდან გამომდინარე, 3B4B კლასის კოდების ფორმირებისთვის მიზანშეწონილია გამოყენებულ იქნას კოდირების II ვარიანტი - 6 ნულოვანი 4 და არანულოვანი დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციებისგან შედგენილი ალფაბეტი. შეიძლება ნაჩვენები იქნას, რომ კოდის შესაძლო ალფაბეტების რიცხვი ამ შემთხვევაში 36-ის ტოლი იქნება (ცხრილი 2).

ცხრილი 2

3B4B კლასის კოდის ალფაბეტები

3-თანრი- გა კოდი	4-თანრიგა კოდის ალფაბეტები								
	1	2	3	4	5	6	7	8	9
000	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011
001	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100
010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010
011	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101
100	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001
101	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110
110	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001
	0111	0111	0111	0111	0111	0111	0111	0111	0111
111	0010	0010	0010	0100	0100	0100	1000	1000	1000
	1011	1101	1110	1011	1101	1110	1011	1101	1110

ცხრილი 2 (გაგრძელება)

3-თანრი- გა კოდი	4-თანრიგა კოდის ალფაბეტები								
	10	11	12	13	14	15	16	17	18
000	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011
001	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100
010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010
011	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101
100	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001
101	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110
110	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001
	1011	1011	1011	1011	1011	1011	1011	1011	1011
111	0010	0010	0010	0100	0100	0100	1000	1000	1000
	0111	1101	1110	0111	1101	1110	0111	1101	1110

ცხრილი 2 (გაგრძელება)

3-თანრი-	4-თანრიგა კოდის ალფაბეტები
----------	----------------------------

გა კოდი	19	20	21	22	23	24	25	26	27
000	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011
001	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100
010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010
011	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101
100	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001
101	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110
110	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001
	1101	1101	1101	1101	1101	1101	1101	1101	1101
111	0010	0010	0010	0100	0100	0100	1000	1000	1000
	0111	1011	1110	0111	1011	1110	0111	1011	1110

ცხრილი 2 (გაგრძელება)

3-თანრი- გა კოდი	4-თანრიგა კოდის ალფაბეტები								
	28	29	30	31	32	33	34	35	36
000	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011	0011
001	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100	1100
010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010	1010
011	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101	0101
100	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001	1001
101	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110	0110
110	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001	0001
	1110	1110	1110	1110	1110	1110	1110	1110	1110
111	0010	0010	0010	0100	0100	0100	1000	1000	1000
	0111	1011	1101	0111	1011	1101	0111	1011	1101

1.3. mBnB კლასის კოდებში შეცდომების აღმოჩენის არსებული მეთოდები

ციფრული სიგნალის ხაზში გაგრძელებისას მასზე გარეშე ხელ-შეშლების ზემოქმედების ან სახაზო ტრაქტის აპარატურის არასრულყოფილობის გამო ადგილი აქვს სახაზო შეცდომებს, რომლებიც გამოიხატება იმაში, რომ რეგენერატორებსა და მიმღებებში სიმბოლო 1 აღიქმება როგორც 0, ან პირიქით.

განასხვავებენ ერთეულ და წყვილურ შეცდომებს, აგრეთვე – შეცდომათა დასტებს, რომელთა დროს ზიანდება სახაზო სიგნალის

შესაბამისად ერთი, მიმდევრობით განლაგებული ორი და მიმდევრობით განლაგებული რამდენიმე სიმბოლო. გადაცემის ბოჭკოვან-ოპტიკურ სისტემებში, როგორც წესი, ძირითადად გეხვედება ერთეული შეცდომები [28].

თავისთავად შეცდომის აღმოჩენის ფაქტი არ იძლევა ციფრული სისტემის ხარისხობრივი მაჩვენებლების გაუმჯობესების საშუალებას. იგი ძირითადად გამოიყენება სახაზო რეგენერატორების მუშაობის ხარისხის შესაფასებლად, რისთვისაც ყოველ მათგანში გათვალისწინებულია შეცდომების კონტროლის მოწყობილობა. თუ რომელიმე რეგენერატორში შეცდომების გამეორების სიხშირე აღემატება ფიქსირებულ ზღვარს, მაშინ ხაზის დამაბოლოებელ მოწყობილობაში იგზავნება საავარიო სიგნალი, რომელიც მიუთითებს რეგენერატორის დაზიანებაზე.

mBnB კლასის კოდებში სახაზო შეცდომების აღმოჩენის ერთ-ერთ ყველაზე გავრცელებულ მეთოდს წარმოადგენს მცჯ-ს ანალიზის მეთოდი [3,10]. განვიხილოთ მისი არსი BI-L კოდის მაგალითზე.

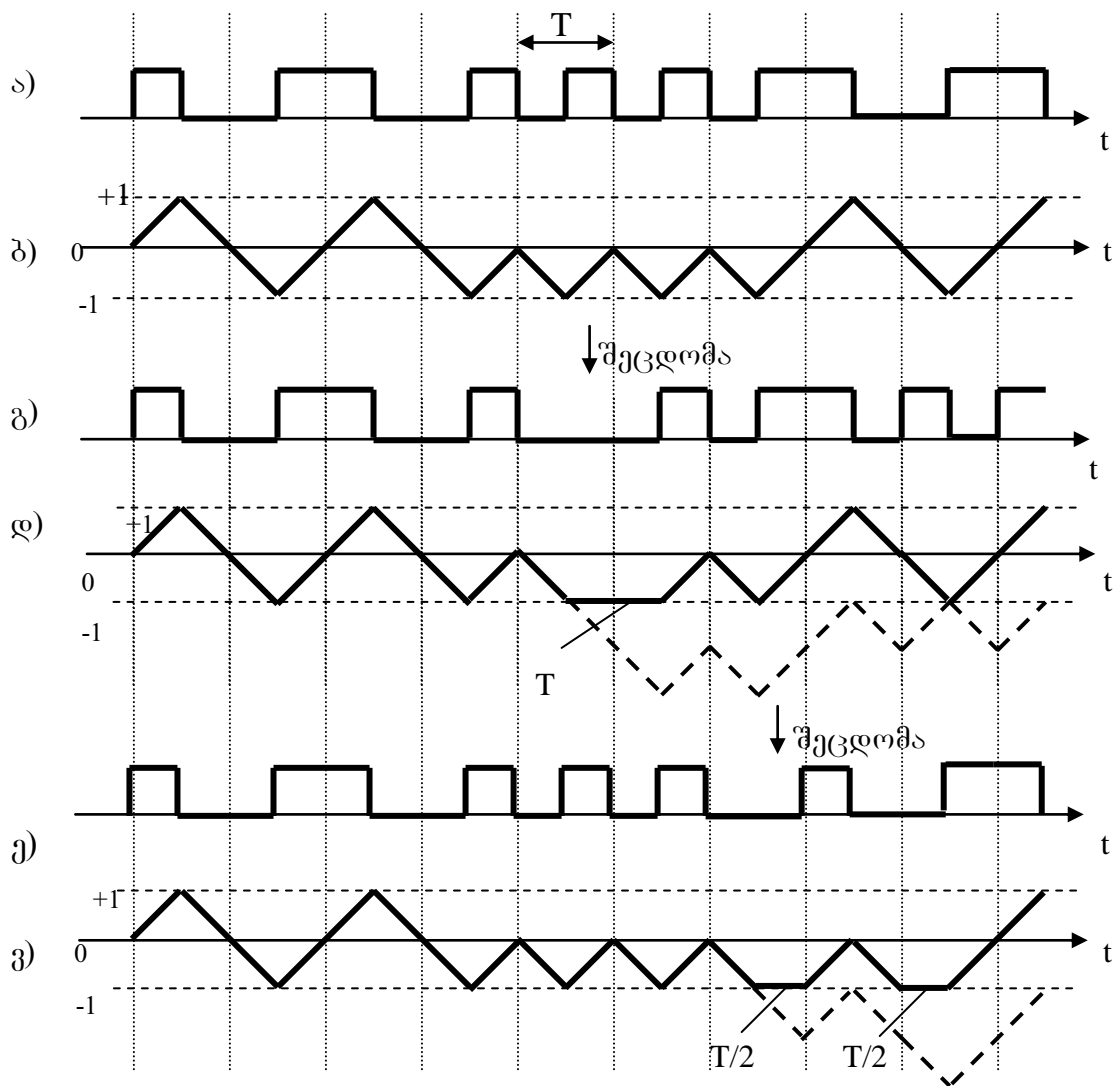
როგორც აღნიშნული იყო, mBnB კლასის კოდების ფორმირების პრინციპებიდან გამომდინარე მათი მცჯ-ს დასაშვები მნიშვნელობების ცვალებადობის არე შეზღუდულია. ხაზში ერთეული შეცდომის არსებობის პირობებში მცჯ-ს მნიშვნელობა გამოდის დასაშვები საზღვრებიდან, რაც ფიქსირდება რეგენერატორის შეცდომების კონტროლის მოწყობილობით.

მე-5 ა ნახაზზე ნაჩვენებია BI-L კოდის გადაცემული ფრაგმენტი, მე-5 გ და ე ნახაზებზე - იგივე ერთეული შეცდომების ზემოქმედების პირობებში. მე-5 ბ, დ და ე ნახაზებზე მოყვანილია შესაბამისად მე-5 ა, გ და ე ნახაზებზე ნაჩვენები ფრაგმენტების მცჯ-ს ცვლილება.

როგორც მე-5 ბ ნახაზიდან ჩანს, შეცდომის არარსებობის პირობებში BI-L კოდისთვის მცჯ-ს დასაშვები მნიშვნელობებია +1, 0 და -1, შეცდომის არსებობისას კი მცჯ გამოდის დასაშვები საზღვრებიდან (ნახ. 5, დ, ე წყვეტილით). ეს მოვლენა ფიქსირდება რეგენერატორის შეცდომების მთვლელ მოწყობილობაში.

იმისათვის, რომ შეცდომის შემდეგ მცჯ-ს მნიშვნელობები არ დარჩეს დასაშვები საზღვრების გარეთ, შეცდომების კონტროლის

მოწყობილობაში გათვალისწინებულია შემდეგი ალგორითმი: ზღვრული მნიშვნელობის გადალახვის დაფიქსირებასთან ერთად მცვ-ს სიდიდე შენარჩუნდება მანამ, სანამ სახაზო კოდში არ გაჩნდება სიმბოლო, რომელიც გადაიყვანს მას მეზობელ დასაშვებ დონეზე (ნახ. 5 დ, ვ). ამასთან, შეცდომის შედეგად დაზიანებული სიმბოლოს დანარჩენი სიმბოლოების მიმართ განლაგებიდან გამომდინარე, მცვ-ს სიდიდე ზღვრულ დონეზე იმყოფება ან ერთხელ (ნახ. 5, დ), ან ორჯერ (ნახ.5, ვ). ორივე შემთხვევაში ზღვრულ დონეზე ყოფნის ხანგრძლიობა T-ს ტოლია (შესაბამისად $1 \times T$ და $2 \times T/2$).



ნახ. 5. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცვ-ს ანალიზის მეთოდით BI-L კოდში

როგორც მე-5 ნახაზიდან ჩანს, BI-L კოდში აღნიშნული მეთოდით შეცდომების აღმოჩენას ადგილი აქვს მათი ზემოქმედებისთანავე, როდესაც მცჯ პირველად გადალახავს ზღვრულ დონეს. ეს ყოველთვის ხდება შეცდომის ზეგავლენით დაზიანებულ სატაქტო ინტერვალზე, რაც მიანიშნებს იმაზე, რომ დაზიანებულია სწორედ ამ ინტერვალზე განლაგებული კომბინაცია. ამ პროცესს შეცდომის ლოკალიზება ეწოდება. აქვე აღვნიშნოთ, რომ შეცდომის ლოკალიზება ნიშნავს დაზიანებული კომბინაციის, მაგრამ არა დაზიანებული სიმბოლოს განსაზღვრას. მართლაც, მაგალითად, მე-5, დ ნახაზზე ნაჩვენები მცჯ-ს ცვლილების სურათი მიიღება მაშინაც, როდესაც საწყისი სიგნალის დაზიანებულ სატაქტო ინტერვალზე განლაგებულია არა 01, არამედ 10 კომბინაცია, ხოლო შეცდომით მიიღება მისი პირველი სიმბოლო.

როგორც ქვემოთ იქნება ნაჩვენები, უფრო რთული სტრუქტურის მქონე კოდებში შეცდომების ლოკალიზება ყოველთვის ვერ ხერხდება.

mBnB კლასის კოდებში შეცდომების კონტროლის მეორე მეთოდი დამყარებულია „+“ და „-“ დისპარიტეტობის მქონე ღკ-ს მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენაზე [3,10]. განვიხილოთ მისი არსი 3B4B კოდის მაგალითზე.

როგორც აღვნიშნეთ, მიმდინარე დისპარიტეტობის, ერთნაირი სიმბოლოების სერიების სიგრძის და დაბალსიხშირულ არეში სიგნალის სპექტრული სიმკვრივის შესამცირებლად სახაზო სიგნალში საწინააღმდეგო დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციების გამოჩენა მორიგეობით ხდება. ხაზში შეცდომის არსებობის პირობებში ეს კანონზომიერება ირღვევა. მართლაც, თუ ერთეული შეცდომა მოქმედებს ხსენებული კოდის ნღკ-ზე, ეს უკანასკნელი გარდაიქმნება +2 ან -2 დისპარიტეტობის მქონე ღკ-დ და სახაზო სიგნალში ერთმანეთის მიმდევრობით ჩნდება ერთნაირი დისპარიტეტობის მქონე ორი ღკ. თუ შეცდომა მოქმედებს ღკ-ზე, მაშინ ეს უკანასკნელი გარდაიქმნება ან ნღკ-დ, ან ± 4 დისპარიტეტობის ღკ-დ და ამ შემთხვევაშიც სახაზო სიგნალში მიმდევრობით ჩნდება +2 ან -2 დისპარიტეტობის მქონე ორი ღკ. ცხადია, რომ ამ მეთოდით შეცდომების აღმოჩენისას შეცდომის ლოკალიზება პრაქტიკულად არ ხდება, რადგანაც შეუძლებელია იმის დადგენა, თუ რომელი კომბინაციის დაზიანებას ჰქონდა ადგილი

(ერთადერთი გამონაკლისია შემთხვევა, როდესაც ფორმირდება ± 4 დისპარიტეტობის ღკ).

ლიტერატურულ წყაროებში არ გვხვდება მასალები აღნიშნული მეთოდის 1B2B კლასის კოდებისთვის მისადაგების თაობაზე. ვაჩვენოთ, რომ იგი შეიძლება გამოყენებულ იქნას ხსენებული კლასის იმ კოდებისთვის, რომლებშიც კოდის სიმბოლოების ან სიმბოლოთა კომბინაციების გამოჩენა მონაცვლეობით ხდება.

როგორც წესი, 1B2B კლასის კოდებში ნღკ-ს და ღკ-ს ცნებები ტრადიციულად არ არსებობს. მაგრამ ადვილი დასანახია, რომ, მე-3 ნახაზზე მოყვანილი კოდების ნაწილი (BI-S, BI-M, CMI, ელექტრონულ-ფოტონური) შეიცავს როგორც ნღკ-ს (01 და 10), ისე - ± 2 დისპარიტეტობის მქონე ღკ-ს (11 და 00), ამასთან ეს უკანასკნელები კოდების ფორმირების ალგორითმების თანახმად სახაზო სიგნალში მორიგეობით ჩნდება. ეს გარემოება იძლევა შესაძლებლობას, რომ ღკ-ს მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი ხსენებული კოდებისთვისაც იქნას გამოყენებული.

მე-3 ნახაზზე მოყვანილი დანარჩენი კოდებიდან BI-L და DBI შეიცავს მხოლოდ ნღკ-ს, ამიტომ, ერთი შეხედვით, მათთვის მეთოდის მისადაგება შეუძლებელია. მაგრამ, როგორც ამ კოდების ფორმირების ალგორითმის ანალიზი აჩვენებს, ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე საწინააღმდეგო სიმბოლოების გამოჩენისას ინტერვალების საზღვრის მარჯვნივ და მარცხნივ ფორმირდება ერთნაირი სიმბოლოები, რის გამოც წარმოიქმნება T ხანგრძლიობის 11 ან 00 კომბინაციები. ადვილი სანახავია, რომ ისინი სახაზო სიგნალში მორიგეობით ჩნდება და შეცდომის არსებობის პირობებში ეს კანონზომიერება ირღვევა. ეს მიუთითებს იმაზე, რომ ზემოთ განხილული მეთოდი მოდიფიცირებული სახით შეიძლება გამოყენებულ იქნას BI-L და DBI კოდებისთვისაც.

რაც შეეხება მე-3 ნახაზზე მოყვანილ კოდ MILLER-ს, მისთვის აღნიშნული მეთოდის გამოყენება შეუძლებელია იმის გამო, რომ ამ კოდის ფორმირების ალგორითმის თანახმად მასში ღკ-ს მონაცვლეობა აუცილებელი არ არის.

ბოლო წლებში ლიტერატურულ წყაროებში გაჩნდა მასალები ხაზში შეცდომების კონტროლის კიდევ ერთი მეთოდის შესახებ, რომელიც დამყარებულია აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე [23,34,37]. ამ მეთოდით შეცდომების არსებობის ფაქტის დასადგენად წარმოებს კოდური კომბინაციების ანალიზი იმის გამოვლენის მიზნით, დასაშვებია ისინი თუ აკრძალული, ამასთან ამ უკანასკნელ შემთხვევაში შეცდომა აღმოჩენილად ითვლება.

ცხადია, რომ აკრძალული კომბინაციის გამოჩენა ავტომატურად მიუთითებს დაზიანებული ბლოკის ადგილმდებარეობაზე, ე.ი. ეს მეთოდი უზრუნველყოფს ყოველი აღმოჩენილი შეცდომის ლოკალიზებას. ამგვარად, ამ თვალსაზრისით აღნიშნულ მეთოდს ზემოთ განხილულ მეთოდებთან შედარებით უპირატესობა გააჩნია, რადგანაც ისინი მხოლოდ მცირე რაოდენობის კოდებისთვის ახდენს შეცდომების ლოკალიზებას და, აქედან გამომდინარე, კოდების უმრავლესობისთვის ვერ ქმნის შეცდომების კორექტირების წინაპირობებს.

მეორე მხრივ, აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი ზოგიერთი კოდისთვის უზრუნველყოფს ყველა შეცდომის აღმოჩენას, ზოგისთვის კი – მხოლოდ მათი ნაწილის. ასე მაგალითად, BI-L კოდში ნებისმიერი ერთეული შეცდომა ყოველთვის იწვევს სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში 11 ან 00 აკრძალული კომბინაციების წარმოქმნას, ე.ი. ადგილი აქვს შეცდომის ლოკალიზებულ აღმოჩენას, იმ დროს, როდესაც CMI კოდში დასაშვები 11 კომბინაციის პირველი თანრიგის დაზიანების შედეგად წარმოქმნილი 01 კომბინაცია აგრეთვე დასაშვებს წარმოადგენს და, ამგვარად, შეცდომის აღმოჩენა ვერ ხერხდება.

ზემოთ ნათქვამიდან ჩანს, რომ პირველი ორი მეთოდი უზრუნველყოფს შეცდომების არსებობის ფაქტის დაფიქსირებას განსახილველ კოდებში 1-ის ტოლი ალბათობით (გარდა MILLER კოდისა, რომელშიც მეორე მეთოდის გამოყენება შეუძლებელია), ხოლო მესამე მეთოდი კოდების უმრავლესობისთვის – 1-ზე ნაკლები ალბათობით, სამაგიეროდ მისი გამოყენება იძლევა შეცდომების ნაწილობრივი კორექტირების შესაძლებლობას.

14. ერთეული შეცდომების კორექტირების ალბათობის გამოსათვლელი ზოგადი ფორმულა mBnB კლასის კოდებისთვის

როგორც აღვნიშნეთ, აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი ყოველთვის უზრუნველყოფს გამოვლენილი შეცდომების ლოკალიზებას, რის შემდეგ იქმნება მათი კორექტირების შესაძლებლობა.

როგორც წესი, უმრავლეს შემთხვევებში mBnB კლასის კოდებში ერთი და იგივე აკრძალული კომბინაცია შეიძლება წარმოიქმნას რამდენიმე დასაშვები კომბინაციიდან ერთ-ერთის დაზიანების შედეგად, ამიტომ კონკრეტული აკრძალული კომბინაციის კორექტირება ხდება რაღაც ალბათობით, რომელიც განისაზღვრება ამ კომბინაციის წარმომქმნელი შესაძლო დასაშვები კომბინაციების რიცხვით (სიმარტივისთვის ვუწოდოთ ამ კომბინაციებს აკრძალული კომბინაციის შესაბამისი დასაშვები კომბინაციები). ვიპოვოთ ამ ალბათობის განმსაზღვრელი ანალიზური გამოსახულება.

ხაზში შეცდომის გამო წარმოქმნილი აკრძალული კომბინაციის გამოჩენის ალბათობა განისაზღვრება შემდეგი პირობებით:

- ა) შეცდომა მოხდა მოცემული აკრძალული კომბინაციის შესაბამისი დასაშვები კომბინაციებიდან ერთ-ერთში;
- ბ) შეცდომამ დააზიანა დასაშვები კომბინაციის კონკრეტული თანრიგი.

ზემოთ ნათქვამიდან გამომდინარე ჩავწეროთ i -ური აკრძალული კომბინაციის გამოჩენის P_i ალბათობის ზოგადი ფორმულა mBnB კლასის კოდებისთვის:

$$P_i = \frac{1}{q} \cdot \sum_{j=1}^k P_j,$$

(1)

სადაც q არის კოდის კომბინაციების თანრიგების რიცხვი, P_j – i -ური აკრძალული კომბინაციის შესაბამისი j -ური დასაშვები კომბინაციის გამოჩენის ალბათობა, k - აკრძალული კომბინაციის შესაბამისი დასაშვები კომბინაციების რიცხვი.

კოდური კომბინაციების დეკოდირებისას მცდარი კომბინაციის მიღების შემთხვევაში დეკოდერში ხდება მისი შესაბამისი ერთ-ერთი დასაშვები კომბინაციის შერჩევა (ზოგადად ეს არის კომბინაცია, რომლის გამოჩენის ალბათობაც დანარჩენი კომბინაციების გამოჩენის ალბათობას აღემატება [20]), რომლის გამოჩენის ალბათობის ხვედრითი წილი k კომბინაციებს შორის ტოლია:

$$P_{b_j}(j) = \frac{P_j}{\sum_{j=1}^k P_j}$$

იმ შეცდომის გასწორების ალბათობა P_{i_k} , რომელმაც გამოიწვია i -ური აკრძალული კომბინაცია, გამოითვლება ფორმულით:

$$P_{i_k} = P_i P_{b_{k,i}} \quad (2)$$

სადაც $P_{b_{k,i}}$ არის იმ დასაშვები კომბინაციის გამოჩენის ალბათობა, რომელიც უფრო ხშირად ჩნდება დანარჩენებთან შედარებით, ხოლო ნებისმიერი შეცდომის კორექტირების ალბათობა –

$$P_{i_k} = \sum_{i=1}^u P_{i_k}, \quad (3)$$

სადაც u არის აკრძალულ კომბინაციათა რიცხვი.

1.5. mBnB კლასის კოდებში შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის მეთოდი

ზემოთ განხილული იყო შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების მეთოდები იმ შემთხვევებისათვის, როდესაც სახაზო სიგნალის ფორმირებისას რაიმე დამატებითი ღონისძიებები არ ტარდება. სხვა სიტუაციებით რომ ვთქვათ, განიხილებოდა ის შესაძლებლობები, რომლებიც გააჩნია საკუთრივ სახაზო კოდებს.

როგორც აღნიშნული იყო, განხილულ შემთხვევებში ყველა შეცდომის კორექტირება ვერ ხერხდება, ხოლო რომლებისთვისაც ეს

შესაძლებელია, კორექტირება ხდება რაღაც ალბათობით, რომელიც განისაზღვრება აკრძალული კომბინაციების წარმომქმნელი დასაშვები კომბინაციების რაოდენობით. აქედან გამომდინარეობს, რომ განსახილველ კოდებს კორექტირების საკმაოდ მცირე ალბათობები გააჩნია.

მოცემულ ნაშრომში შემოთავაზებულია mBnB კლასის კოდების კორექტირების ალბათობის გაზრდის მეთოდი, რომელიც დამყარებულია სახაზო კოდში სიჭარბის შეტანის პრინციპზე. თავისთავად ასეთი გზით კოდების კორექტირების შესაძლებლობების გაუმჯობესება სიახლეს არ წარმოადგენს, მაგრამ კლასიკური მეთოდებისგან განსხვავებით აქ სიჭარბე წარმოიქმნება არა კოდური კომბინაციების თანრიგების ზრდის ხარჯზე, არამედ დამატებითი დამხმარე კომბინაციების შეტანით, რომელთა რიცხვი სასარგებლო სიმბოლოების რაოდენობასთან შედარებით ძალზე მცირეა.

მეთოდის არსი ზოგადად შემდეგში მდგომარეობს.

გადამცემ მხარეზე შეირჩევა სახაზო სიგნალის რაღაც k რაოდენობის სიმბოლოების შემცველი ფრაგმენტი, რომელშიც დიდი ალბათობით არ უნდა მოხდეს ერთზე მეტი შეცდომა. მაგალითად, თუ ხაზში შეცდომების ალბათობა 10^{-6} ტოლია, ე.ი. შეცდომას ადგილი აქვს 1000000 სიმბოლოდან ერთში, აღნიშნული ფრაგმენტი შეიძლება შეიცავდეს, მაგალითად, 500000 სიმბოლოს.

გადაცემის დაწყების მომენტიდან გადამცემში წარმოებს k რაოდენობის სიმბოლოს დათვლა, რის შემდეგაც ხაზში გადაეცემა დამხმარე ინფორმაცია ფრაგმენტში თითოეული დასაშვები კომბინაციის რაოდენობათა ლუწობის ან კენტობის შესახებ. ამისთვის გამოყოფილი არის დასაშვებ კომბინაციათა რიცხვის შესაბამისი n -თანრიგა ინტერვალები, რომელთაგან თითოეული განკუთვნილია აღნიშნული ინფორმაციის გადასაცემად კონკრეტული დასაშვები კომბინაციისთვის. დამხმარე ინფორმაცია შეიძლება გადაცემულ იქნას წინასწარ შერჩეული ორი კომბინაციით, რომელთაგან ერთი გადაეცემა კომბინაციათა კენტი, მეორე კი – ლუწი რიცხვის დროს. აღნიშნული ოპერაციების დამთავრების შემდეგ ისინი მეორდება გადაცემის დასასრულამდე.

მიმღებში წარმოებს საინფორმაციო სიმბოლოებისგან შედგენილი ყოველი ფრაგმენტის იდენტიფიცირება, მასში დასაშვები კომბინაციების რაოდენობათა კენტობის ან ლუწობის დადგენა და ამ ფაქტების ამსახველი დამხმარე კომბინაციების ფორმირება, რომლებიც შესაბამისად ედრება გადამცემიდან მოსულ ასეთივე კომბინაციებს. თუ შედარების შედეგად ერთსახელა დამხმარე ინტერვალებზე განლაგებული კომბინაციები ერთმანეთისგან განსხვავდება, ეს მიანიშნებს ხაზში ერთეულოვანი შეცდომის არსებობაზე, ე.ი. ხდება შეცდომის არსებობის ფაქტის დაფიქსირება. ამასთან, თუ პარალელურად სხვა კრიტერიუმით წარმოებს შეცდომის ლოკალიზებული აღმოჩენა (იხ. ზემოთ), მაშინ შესაძლებელი ხდება მისი კორექტირებაც.

უნდა აღინიშნოს, რომ რიგი სიგნალებისთვის აღნიშნული მეთოდი უზრუნველყოფს წყვილური შეცდომების და შეცდომათა დასტების აღმოჩენის ალბათობების ზრდასაც.

თავი 2. 1B2B კლასის კოდების შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობების კვლევა კოდებში დამატებითი სიჭარბის შეტანის გარეშე

2.1. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება ბიიმპულსურ კოდებში [38]

ბიიმპულსური კოდების ოთხი ნაირსახეობა – BI-L, DBI, BI-S და BI-M – ნაჩვენებია მე-3 ბ, გ, დ და ე ნახაზებზე. განვიხილოთ მათი შესაძლებლობები შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების თვალსაზრისით.

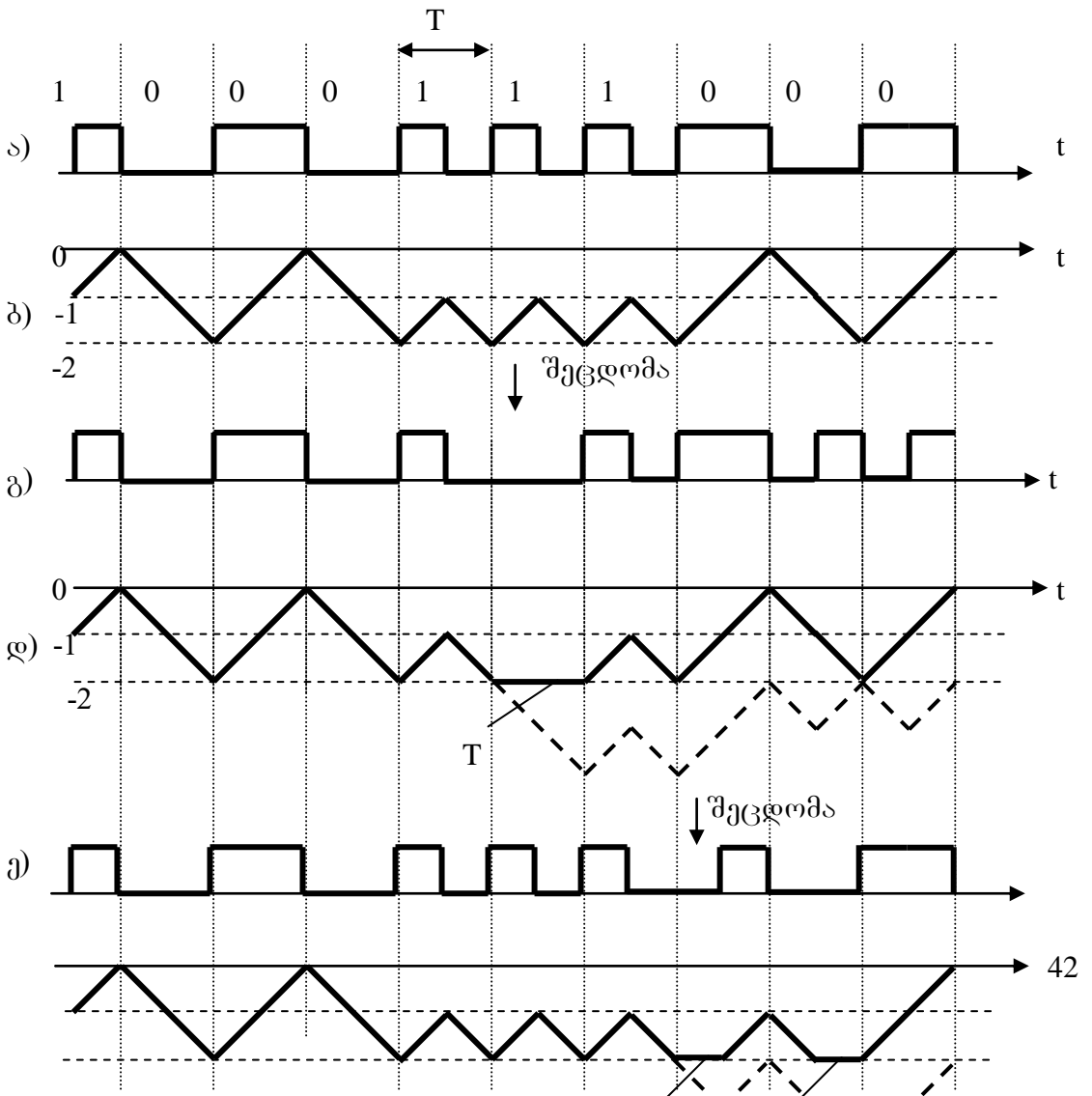
2.1.1. შეცდომების აღმოჩენა

შეცდომების აღმოჩენის პროცესი BI-L კოდში მცჯ-ს კონტროლის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდით აღწერილია პ.1.3-ში. როგორც აქ ითქვა, მცჯ-ს სიდიდე გამოდის დასაშვები საზღვრებიდან შეცდომის

შედგად დაზიანებულ სატაქტო ინტერვალზე, ე.ი. ადვილი აქვს შეცდომის ლოკალიზებულ აღმოჩენას. ადვილი საჩვენებელია, რომ ასეთივე შედეგი მიიღება DBI კოდისთვისაც, რომელსაც BI-L კოდის სტრუქტურა აქვს და, შესაბამისად, მცჯ-ს ცვლილების იგივე საზღვრები გააჩნია.

მე-6 ნახაზზე ნაჩვენებია ერთეული შეცდომის აღმოჩენის პროცედურა BI-M კოდში მცჯ-ს კონტროლის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდით. კოდის ფორმირების ალგორითმიდან გამომდინარე აქ მცჯ-ს შეუძლია მიიღოს მნიშვნელობები 0, -1 და -2, თუ სახაზო სიგნალში T ხანგრძლიობის პირველი იმპულსი უარყოფითია, ან - 0,+1 და +2, თუ აღნიშნული იმპულსი დადებითია (ნახაზზე მოყვანილია პირველი შემთხვევა).

შეცდომის არსებობისას მცჯ გამოდის დასაშვები საზღვრებიდან, ამასთან, ისევე, როგორც BI-L კოდში, ეს ხდება ერთხელ ან ორჯერ (ნახ. 6 დ, ე). ამ შემთხვევაშიც ხდება შეცდომის ლოკალიზებული აღ-



t
t

0
პ) -1
-2

T/2 T/2

ნახ. 6. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცჯ-ს ანალიზის
მეთოდით BI-M კოდში

მოჩენა, მაგრამ, განსხვავებით BI-L კოდისგან, აქ ლოკალიზება ერთი სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში ვერ ხერხდება. მართლაც, მე-6 დ ნახაზზე მოყვანილ შემთხვევაში მცჯ იმყოფება ზღვრულ დონეზე ერთი სატაქტო ინტერვალის განმავლობაში იგივე ინტერვალზე მოქმედი შეცდომის გამო (ნახ. 6 გ), რომელმაც გამოიწვია 10 კომბინაციის გარდაქმნა 00 კომბინაციად. მაგრამ მცჯ-ს ასეთივე ცვლილებას ექნებოდა ადგილი, საწყის სიგნალში ნახაზზე ნახვენებ დაზიანებულ ინტერვალზე განლაგებული რომ ყოფილიყო კომბინაცია 00, მის წინამდებარეზე კი – 11, ამასთან შეცდომის ზემოქმედებით ეს უკანასკნელი გარდაქმნილიყო 10 კომბინაციად. ამგვარად, BI-M კოდისთვის შეცდომის ლოკალიზება ხდება ორი მეზობელი სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში. იგივე შეიძლება ითქვას BI-S კოდის შესახებ, რომელსაც BI-M კოდის ანალოგიური სტრუქტურა გააჩნია.

ზემოთ ითქვა, რომ, როგორც წესი, სიმბოლოთა მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი 1B2B კლასის კოდებისთვის არ გამოიყენება, მაგრამ მისი მისადაგება ამ კოდების უმრავლესობისთვის შესაძლებელია.

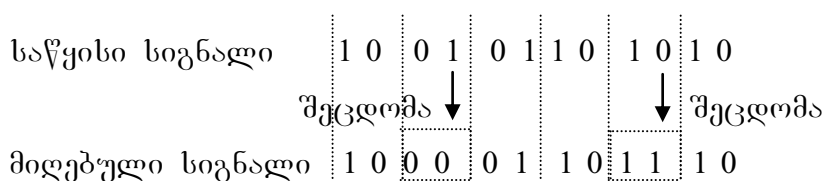
ბიიმპულსურ კოდებში, როგორც აღნიშნული იყო, ხდება T ხანგრძლიობის იმპულსების პოლარობის მონაცვლეობა, რომლის დარღვევა შეიძლება გამოყენებულ იქნას შეცდომის არსებობის ფაქტის დასაფიქსირებლად. ადვილი საჩვენებელია, რომ ამ კოდებისთვის ეს მეთოდი უზრუნველყოფს შეცდომების აღმოჩენას 1-ის ტოლი ალბათობით, მაგრამ არ აწარმოებს მათ ლოკალიზებას. მართლაც, ერთი და იგივე პოლარობის T ხანგრძლიობის ორი სიმბოლოს

მიმდევრობით გამოჩენა შეიძლება მოხდეს როგორც საწყის სიგნალში ამ სიმბოლოებს შორის ნებისმიერ სატაქტო ინტერვალზე განლაგებული ასეთივე ხანგრძლიობის საწინააღმდეგო პოლარობის სიმბოლოს 10 ან 01 სიმბოლოებად გარდაქმნის შედეგად, ან პირიქით – ამ უკანასკნელი სიმბოლოებიდან ნებისმიერის, რომელიც აგრეთვე შეიძლება განლაგებულ იქნას ნებისმიერ სატაქტო ინტერვალზე, გარდაქმნისას T ხანგრძლიობის სიმბოლოდ. ამგვარად, სიმბოლოთა მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი ბიიმპულსური კოდებისთვის შეიძლება გამოყენებულ იქნას შეცდომების აღმოსაჩენად მათი ლოკალიზების გარეშე.

როგორც აღნიშნული იყო, ალფაბეტურ-ბაღანსურ კოდებში შეცდომების აღმოსაჩენად შეიძლება გამოყენებულ იქნას ის ფაქტი, რომ მათში დასაშვებთან ერთად არსებობს აკრძალული კოდური კომბინაციებიც.

მე-3 ბ და გ ნახაზებიდან ჩანს, რომ BI-L და DBI კოდებში აკრძალულ კომბინაციებს წარმოადგენს 00 და 11, რომელთა გამოჩენა სატაქტო T ინტერვალზე ყოველთვის მიუთითებს ხაზში ერთეული შეცდომების არსებობაზე (ნახ. 7). ცხადია, რომ ამ შემთხვევაში ხდება შეცდომის ლოკალიზებაც სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში.

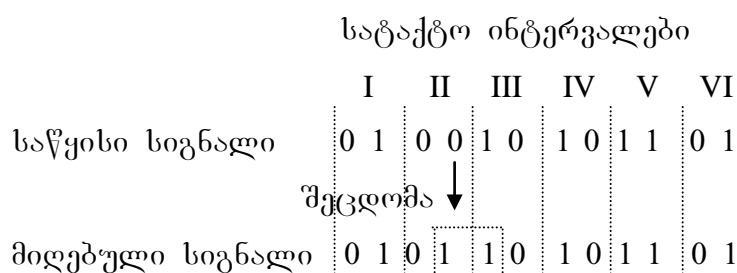
სატაქტო ინტერვალები



ნახ. 7. ერთეული შეცდომების ზემოქმედება BI-L და DBI კოდებზე

BI-L და DBI კოდებისგან განსხვავებით BI-M და BI-S კოდებში სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში ყველა კომბინაცია დასაშვებია (იხ. ნახ. 3 დ, ე) ამიტომ აქ ანალიზის დროს გამოყენებულ უნდა იქნას კოდირების კანონზომიერების დარღვევის სხვა ნიშნები, კერძოდ – ის ფაქტი, რომ აღნიშნულ კოდებში ორი მეზობელი სატაქტო ინტერვალის

საზღვრის მიმდებარე სიმბოლოები აუცილებლად ერთმანეთის საწინააღმდეგო უნდა იყოს. ასეთ პირობებში სატაქტო ინტერვალის მარჯვნივ და მარცხნივ ორი ერთიანის ან ორი ნულის გამოჩენა (რასაც ყოველთვის აქვს ადგილი ერთეული შეცდომის ზემოქმედებისას) მიანიშნებს შეცდომის არსებობაზე, ე.ი. შეცდომის არსებობის ფაქტის დაფიქსირება ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით. რაც შეეხება შეცდომების ლოკალიზებას, აღნიშნული კოდებისათვის იგი ხდება არა ერთი, არამედ ორი მეზობელი სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში (ნახ.8). მართ-



ნახ. 8. ერთეული შეცდომების ზემოქმედება BI-S და BI-M კოდებზე

ლაც, როგორც ნახაზიდან ჩანს, შეცდომის ზეგავლენით სატაქტო ინტერვალების საზღვრის ორივე მხარეზე წარმოიქმნება ერთნაირი სიმბოლოები - 11, რომელთა გამოჩენა შეიძლება მოხდეს როგორც ნახაზზე ნაჩვენებ სიტუაციაში, როდესაც ზიანდება II სატაქტო ინტერვალზე განლაგებული კომბინაციის მეორე სიმბოლო, ისე იმ შემთხვევაშიც, როდესაც საწყის სიგნალში II და III სატაქტო ინტერვალზე განლაგებულია შესაბამისად 01 და 00 კომბინაციები და შეცდომის შედეგად ზიანდება III სატაქტო ინტერვალზე განლაგებული კომბინაციის პირველი სიმბოლო.

2.1.2. შეცდომების კორექტირება

ზემოთ ჩატარებული ანალიზიდან ჩანს, რომ მცზ-ს კონტროლისა და აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდების გამოყენება ბიიმპულსურ კოდებში შეცდომების აღმოჩენისას ერთნაირ შედეგებს იძლევა. სახელდობრ, BI-L და DBI კოდებში

ერთეული შეცდომის აღმოჩენა და შეცდომის ერთი სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში ლოკალიზება, აგრეთვე, BI-M და BI-S კოდებში შეცდომის აღმოჩენა ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით, ხოლო შეცდომების ლოკალიზება BI-M და BI-S კოდებში - 1-ის ალბათობით, ოღონდ ორი მეზობელი სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში. რაც შეეხება სიმბოლოთა მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებულ მეთოდს, იგი შეცდომების ლოკალიზებისთვის არ გამოდგება.

რადგანაც შეცდომების კორექტირების ალბათობას განსაზღვრავს მათი ლოკალიზებული აღმოჩენის ალბათობა, ამიტომ შეცდომების კორექტირების თვალსაზრისითაც მცზ-ს კონტროლისა და აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმებზე დამყარებულ მეთოდებს ბიიმპულსური კოდებისთვის თანაბარი შესაძლებლობები აქვს. ვიპოვოთ ჭეშმარიტი ბლოკების აღდგენის ალბათობები BI-L და DBI კოდებისთვის საწყის სიგნალში ერთიანის და ნულის გამოჩენის ალბათობების (შესაბამისად – P_1 და P_0) სხვადასხვა მნიშვნელობებისთვის.

როგორც აღნიშნული იყო, კორექტირების დროს პრიორიტეტი ენიჭება საწყისი მიმდევრობის იმ სიმბოლოს, რომლის გამოჩენის ალბათობა $P_{\text{უღ}}$ უდიდესია P_1 და P_0 ალბათობებს შორის. ამიტომ, რადგან BI-L და DBI კოდებში დაზიანებული ინტერვალის აღმოჩენა ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით, ჭეშმარიტი ბლოკის აღდგენის ანუ კორექტირების $P_{\text{კ}}$ ალბათობა უშუალოდ $P_{\text{უღ}}$ ალბათობით განისაზღვრება ($P_1 = P_0$ კერძო შემთხვევაში იგი 0,5-ის ტოლია):

$$P_{\text{კBI-L}} = P_{\text{კDBI}} = P_{\text{უღ}} \quad (4)$$

შესაბამისად, მცდარი ბლოკის აღდგენის $P_{\text{მცდ}}$ ალბათობა ტოლი იქნება:

$$P_{\text{მცდ.BI-L}} = P_{\text{მცდ.DBI}} = 1 - P_{\text{უღ}} \quad (5)$$

განვიხილოთ BI-M და BI-S კოდები.

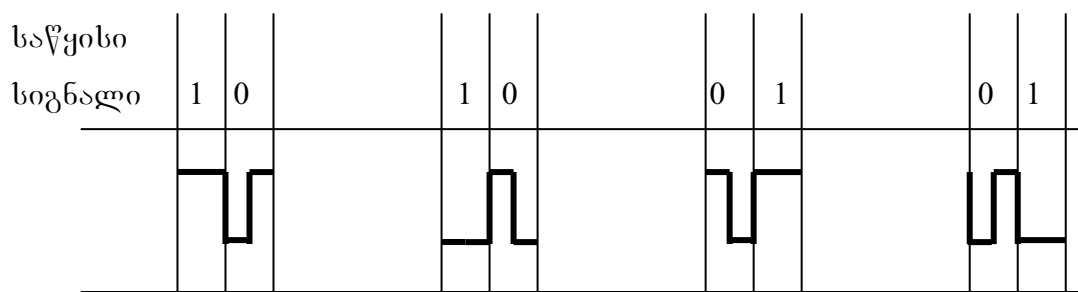
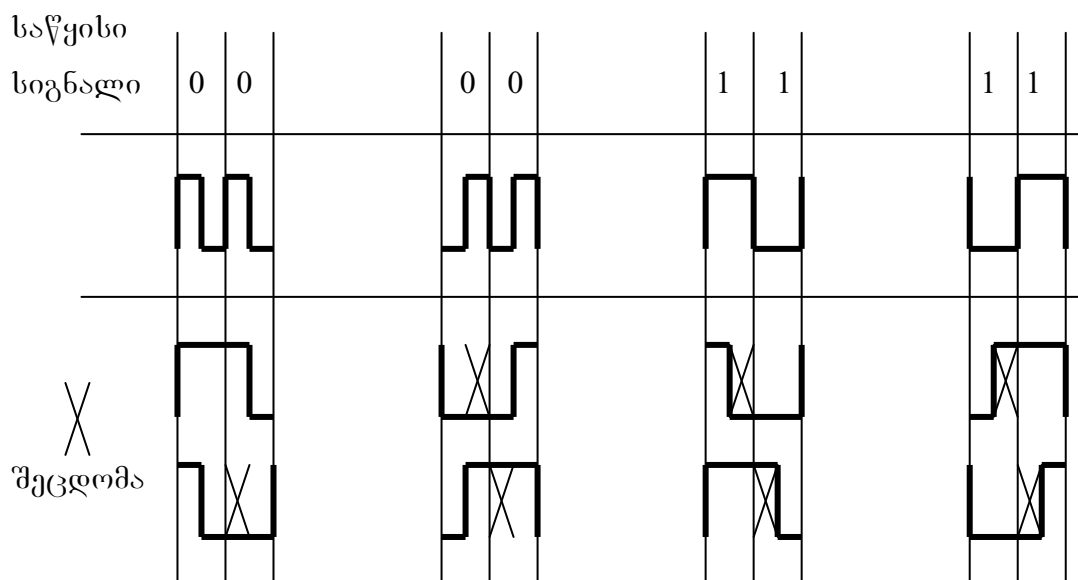
მე-9 ნახაზზე მოყვანილია BI-S კოდის დასაშვები კომბინაციების ორ მეზობელ ინტერვალზე განლაგების 4-ივე ვარიანტი და ამ წყვილების ყველა შესაძლო გარდაქმნა ერთეული შეცდომების ხემოქმედების შედეგად. როგორც ნახაზიდან ჩანს, საწყის სიგნალში

მეზობელ ინტერვალებზე ერთნაირი სიმბოლოების არსებობისას დაზიანებისას ჩნდება 1110, 1000, 0111 ან 0001 აკრძალული კომბინაციები, საწინააღმდეგო სიმბოლოების არსებობისას კი - 1111, 0110, 1001 და 0000. ამგვარად, ერთი და იგივე აკრძალული კომბინაცია წარმოიქმნება დასაშვები კომბინაციების ისეთი წყვილების შემადგენელი ერთ-ერთი კომბინაციის დაზიანებით, რომელთა ერთსახელა პოზიციებზე განლაგებულია ერთმანეთის საწინააღმდეგო სიმბოლოები (00 და 11 ან 10 და 01), ამიტომ საწყისი ორთაწრივ ბლოკის არასწორი აღდგენისას შეცდომით იქნება აღდგენილი მისი ორივე სიმბოლო, რასაც არა აქვს ადგილი BI-L და DBI კოდებში.

იმ პრინციპიდან გამომდინარე, რომ შეცდომის კორექტირებისას უპირატესობა უნდა მიენიჭოს იმ სიმბოლოს, რომლის გამოჩენის ალბათობაც მეტია, BI-S კოდის 11 და 00 ბლოკების აღდგენისას ჭეშმარიტად შეიძლება ჩაითვალოს ის, რომლის შემადგენელი სიმბოლოების გამოჩენა ხდება $P_{უღ}$ ალბათობით. ასეთ პირობებში ჭეშმარიტი და მცდარი ბლოკების აღდგენის ალბათობებისთვის შესაბამისად გვექნება:

$$P_{ჭ BI-S.11(00)} = P_{უღ}^2$$

$$P_{მცდ. BI-S11(00)} = (1 - P_{უღ})^2$$



შეცდომა

ნახ. 9. ერთეული შეცდომების ზემოქმედება BI-S კოდის დასაშვებ კომბინაციებზე

რაც შეეხება 10 და 01 ბლოკებს, მათი ჭეშმარიტი და მცდარი ალდგენის ალბათობები ერთმანეთის ტოლია:

$$P_{\text{ჭ BI-S.10(01)}} = P_{\text{მცდ. BI-S10(01)}} = P_{\text{უდ}} (1 - P_{\text{უდ}}).$$

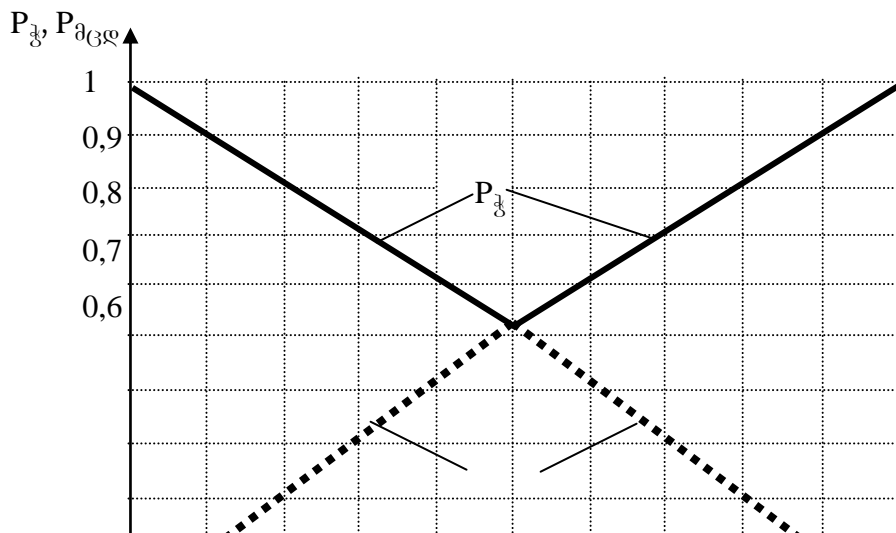
ზემოთქმულიდან გამომდინარე, ჭეშმარიტი და მცდარი ბლოკების ალდგენის ჯამური ალბათობებისთვის შესაბამისად ჩავწერთ:

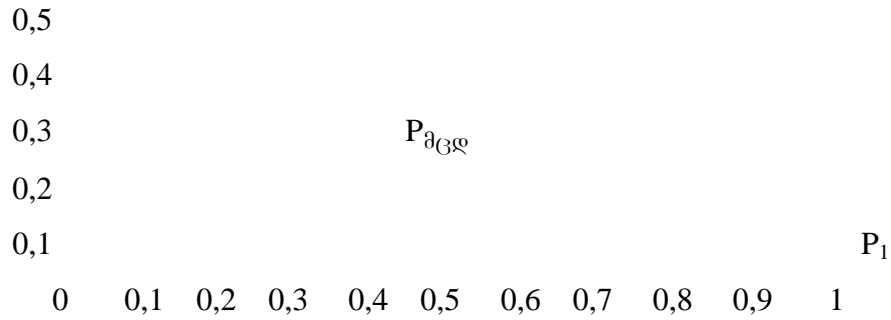
$$P_{\text{ჭ BI-S}} = P_{\text{ჭ BI-S.11(00)}} + P_{\text{ჭ BI-S10(01)}} = P_{\text{უდ}};$$

$$P_{\text{მცდ. BI-S}} = P_{\text{მცდ. BI-S11(00)}} + P_{\text{მცდ. BI-S10(01)}} = 1 - P_{\text{უდ}}.$$

შეიძლება ნახვენები იქნას, რომ ანალოგიურად ჩაიწერება ჭეშმარიტი და მცდარი ბლოკების ალდგენის ალბათობები BI-M კოდისთვისაც.

ამგვარად, ოთხივე ბიიმპულსური კოდისთვის $P_{\text{ჭ}}$ და $P_{\text{მცდ}}$ სიდიდეები განისაზღვრება შესაბამისად (4) და (5) ფორმულებით. $P_{\text{ჭ}}=f(P_1)$ და $P_{\text{მცდ.}}=f(P_1)$ დამოკიდებულებების გრაფიკები (შესაბამისად 1 და 2) მოყვანილია მე-10 ნახაზზე.





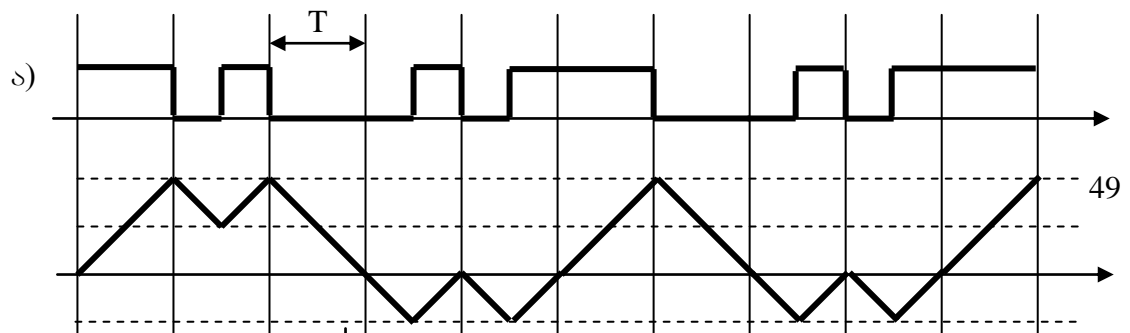
ნახ. 10. $P_3=f(P_1)$ და $P_{მცდ}=f(P_1)$ დამოკიდებულებების გრაფიკები ბიიმპულსური კოდებისთვის

როგორც 1 გრაფიკიდან ჩანს, ჭეშმარიტი ბლოკის აღდგენის ალბათობა P_1 -ის როგორც ზრდასთან, ისე – შემცირებასთან ერთად იზრდება $P_1=0,5$ -ის შესაბამისი სიდიდის (0,5) მიმართ წრფივად და სიმეტრიულად და P_1 -ის მინიმალური და მაქსიმალური მნიშვნელობებისთვის (0 და 1) აღწევს 1-ის ტოლ სიდიდეს. რაც შეეხება 2 გრაფიკს, რომელიც 1 გრაფიკის სარკულ ანარეკლს წარმოადგენს, იგი ასახავს არასწორი კორექტირებისას BI-L და DBI კოდებში ერთეული, BI-S და BI-M კოდებში კი – ორმაგი შეცდომების წარმოქმნის ალბათობის ცვალებადობის კანონს.

მიღებული შედეგებიდან ჩანს, რომ არასწორი კორექტირებისას წარმოქმნილი შეცდომების რაოდენობის თვალსაზრისით BI-L და DBI კოდებს გაცილებით უკეთესი შესაძლებლობები გააჩნია დანარჩენ ორ კოდთან შედარებით.

2.2. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება CMI კოდში

მე-11 ნახაზზე ნაჩვენებია ერთეული შეცდომის აღმოჩენის პროცედურა CMI კოდში მცწ-ს კონტროლის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდით. კოდის ფორმირების ალგორითმიდან გამომდინარე აქ



		t
+2		
ბ) +1		
0		t
-1	შეცდომა	
გ)		
		t
+2		
დ) +1		
0		t
-1		

ნახ. 11. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცჯ-ს ანალიზის მეთოდით CMI კოდში

მცჯ-ს შეუძლია მიიღოს მნიშვნელობები -1, 0, +1 და +2, თუ სახაზო სიგნალში T ხანგრძლიობის პირველი იმპულსი დადებითია, ან - +1, 0, -1 და -2, თუ აღნიშნული იმპულსი უარყოფითია. (ნახაზზე მოყვანილია პირველი შემთხვევა).

მე-11 ა ნახაზზე ნაჩვენებია CMI კოდის ფრაგმენტი, მე-11 ბ ნახაზზე – ამ ფრაგმენტის მცჯ-ს ცვლილების ტეხილი, მე-11 გ და დ ნახაზებზე – შესაბამისად შეცდომით დაზიანებული იგივე ფრაგმენტი და მისი მცჯ-ს ცვლილება.

ზოგადად CMI კოდის მცჯ-ს ცვლილების საზღვრების დარღვევა შეცდომის ზემოქმედებისთანავე არ ხდება. ასე მაგალითად, ნახაზზე განხილულ შემთხვევაში ამ დარღვევას ადგილი აქვს შეცდომის წარმოქმნიდან მხოლოდ 3 სატაქტო ინტერვალის შემდეგ. ადგილი საჩვენებელია, რომ ფრაგმენტის სტრუქტურიდან გამომდინარე ეს დრო შეიძლება გაიზარდოს ან შემცირდეს. ამგვარად, მცჯ-ს კონტროლის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი CMI კოდისთვის შეცდომის ლოკალიზებას ვერ უზრუნველყოფს, თუმცა მისი აღმოჩენა ყოველთვის ხდება.

CMI კოდის ფორმირების თავისებურება, რომელიც მდგომარეობს იმაში, რომ საწყისი მიმდევრობის ერთიანები კოდირდება მონაცვლეო-

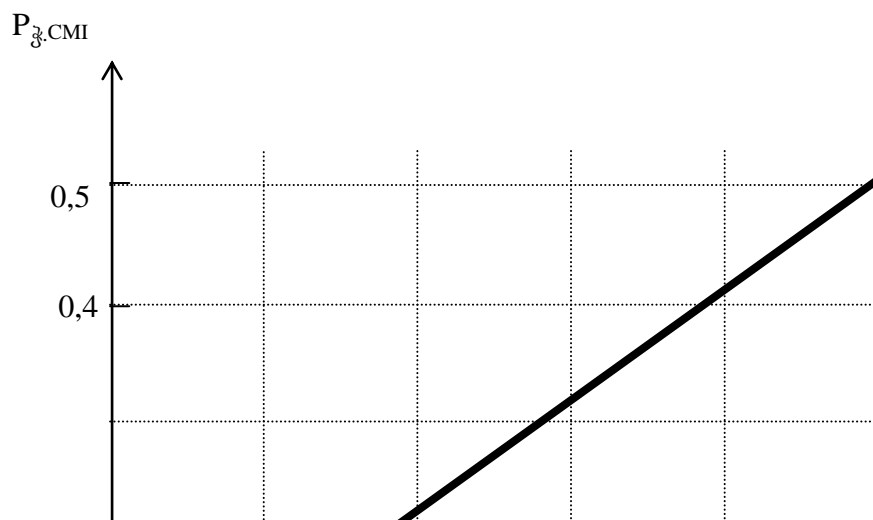
ბით 11 და 00 ბლოკებით, იძლევა საშუალებას აღმოჩენილ იქნას შეცდომა აღნიშნული მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის დაფიქსირებაზე დამყარებული მეთოდით. ამ შემთხვევაშიც შეცდომის აღმოჩენა ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით, მაგრამ, როგორც ამ მეთოდისთვის არის დამახასიათებელი, იგი ვერ უზრუნველყოფს დაზიანებული სატაქტო ინტერვალის დადგენას.

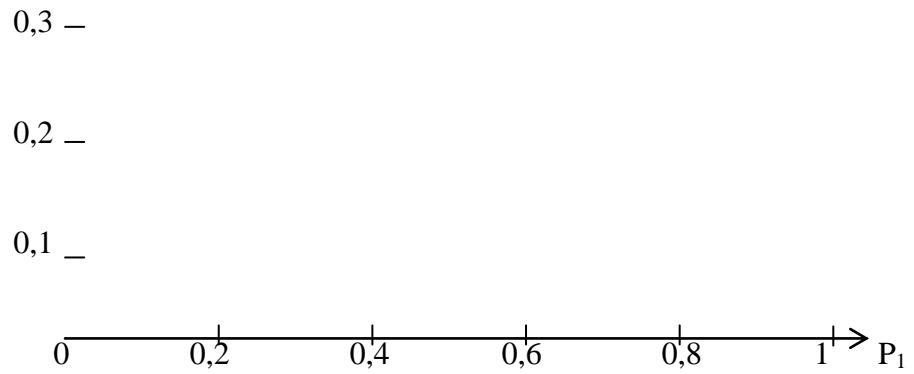
შეცდომის ლოკალიზება შესაძლებელია აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდით. CMI კოდისთვის ასეთ კომბინაციას წარმოადგენს 10, რომლის გამოჩენა ერთეულოვანი შეცდომის ზემოქმედების შედეგად ხდება მხოლოდ მაშინ, როდესაც ეს უკანასკნელი აზიანებს 11 ბლოკის მეორე ან 00 ბლოკის პირველ სიმბოლოს. ადვილი საჩვენებელია, რომ ასეთ პირობებში აკრძალული კომბინაციის წარმოქმნის და, შესაბამისად, შეცდომის ლოკალიზებული აღმოჩენის, ალბათობა საწყის სიგნალში სიმბოლო ერთიანის გამოჩენის P_1 ალბათობის ნახევრის ტოლია.

შეცდომის ლოკალიზება ქმნის მისი გასწორების (კორექტირების) წინაპირობას. რადგან აკრძალული კომბინაცია წარმოიქმნება საწყისი სიგნალის სიმბოლო 1-ის შესაბამისი ბლოკების დაზიანების დროს, ამიტომ შეცდომის კორექტირებისას ეს სიმბოლო ცალსახად უნდა იქნას აღდგენილი. ამგვარად, ჭეშმარიტი სიმბოლოს აღდგენის $P_{\text{კ CMI}}$ ალბათობა ტოლი იქნება:

$$P_{\text{კ CMI}} = P_1/2.$$

მე-12 ნახაზზე მოყვანილია $P_{\text{კ CMI}} = f(P_1)$ დამოკიდებულების გრაფიკი. მისი ანალიზი გვიჩვენებს, რომ $0 < P_1 < 1$ დროს შეცდომის კორექტირების ალბათობა იზრდება P_1 -ის პროპორციულად და $P_1 = 1$ დროს აღწევს ზღვრულ - $P_{\text{კ CMI}} = 0,5$ - მნიშვნელობას.

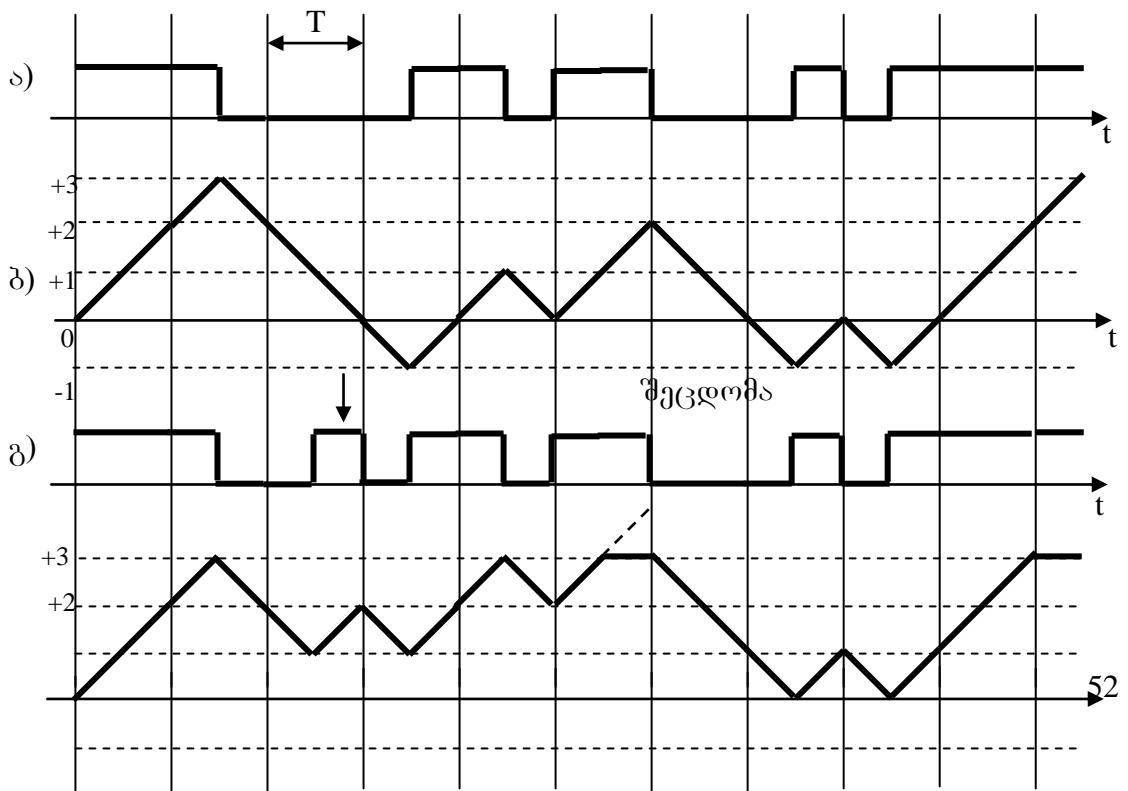




ნახ. 12. $P_{3\text{CMI}}=f(P_1)$ დამოკიდებულების გრაფიკი

2.3. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება ელექტრონულ-ფოტონურ კოდებში [39]

მე-13 ნახაზზე ნახვენებია ერთეული შეცდომის აღმოჩენის პროცედურა EP-1 კოდში მცწ-ს კონტროლის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდით. მცწ-ს შეუძლია მიიღოს მნიშვნელობები -1, 0,



დ)+1

0

t

-1

ნახ. 13. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცჯ-ს ანალიზის
მეთოდით EP-1 კოდში

+1, +2 და +3, თუ სახაზო სიგნალში პირველი იმპულსი, რომლითაც კოდირდება სიმბოლო 1, დადებითია, ან – +1, 0, -1, -2 და -3, თუ აღნიშნული იმპულსი უარყოფითია. (ნახაზზე მოყვანილია პირველი შემთხვევა).

2.8. ა ნახაზზე ნაჩვენებია EP-1 კოდის ფრაგმენტი, მე-13 ბ ნახაზზე – ამ ფრაგმენტის მცჯ-ს ცვლილების ტეხილი, მე-13 გ და დ ნახაზებზე – შესაბამისად შეცდომით დაზიანებული იგივე ფრაგმენტი და მისი მცჯ-ს ცვლილება.

ისევე როგორც CMI კოდში, ზოგადად EP-1 კოდის მცჯ-ს ცვლილების საზღვრების დარღვევა შეცდომის ზემოქმედებისთანვე არ ხდება. მე-13 ნახაზზე ამ დარღვევას ადგილი აქვს შეცდომის წარმოქმნიდან 3 სატაქტო ინტერვალის შემდეგ, ამასთან სხვა ფრაგმენტებისთვის ეს დრო შეიძლება შეიცვალოს. შესაბამისად, მცჯ-ს კონტროლის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი EP-1 კოდისთვის ვერ უზრუნველყოფს შეცდომის ლოკალიზებას.

შეიძლება ნაჩვენები იქნას, რომ აღნიშნული მეთოდი იგივე შედეგს იძლევა EP-2 კოდისთვისაც.

ისევე, როგორც CMI კოდში, ელექტრონულ-ფოტონურ კოდებშიც ადგილი აქვს 11 და 00 კომბინაციების მონაცვლეობას (გარდა ამისა, EP-2 კოდში – 01 და 10 კომბინაციების მონაცვლეობასაც), ამიტომ ერთეული შეცდომის არსებობის ფაქტის დაფიქსირება აქაც შესაძლებელია აღნიშნული მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის დაფიქსირებაზე დამყარებული მეთოდით. ამ შემთხვევაშიც შეცდომის აღმოჩენა ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით, მაგრამ შეცდომის ლოკალიზება ვერ უზრუნველყოფა.

Ep-1 და Ep-2 კოდებში სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში ყველა კომბინაცია დასაშვებია, ამიტომ მათთვის აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული კრიტერიუმის გამოყენება იმ სახით, როგორც ეს ხდება ბიიმპულსური და CMI კოდებისთვის, შეუძლებელია. მაგრამ ამ კოდების ორი მეზობელი სატაქტო ინტერვალის ანალიზი აჩვენებს, რომ მათზე განლაგებულ ოთხთანრიგა კომბინაციებიდან ნაწილი დასაშვებია, ნაწილი კი – აკრძალული. სწორედ მათი გამოჩენა მიუთითებს შეცდომის არსებობაზე. განვიხილოთ ეს საკითხი უფრო დაწვრილებით.

მე-3 ცხრილში, რომელიც შედგენილია ელექტრონულ-ფოტონური კოდების ფორმირების ალგორითმების გათვალისწინებით, მოყვანილია ყველა შესაძლო ოთხთანრიგა კომბინაცია, რომლებიც შეიძლება განლაგებული იყოს ამ კოდების ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე. მე-4 ცხრილში მოყვანილია აკრძალული კომბინაციები და მათი შესაბამისი დასაშვები კომბინაციები.

როგორც მე-3 ცხრილიდან ჩანს, 16 კომბინაციიდან Ep-1 კოდისთვის ცხრილი 3

ელექტრონულ-ფოტონური კოდების ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე განლაგებული ყველა შესაძლო ოთხთანრიგა კომბინაცია

Ep-1			Ep-2		
ინტერვალი 2T			ინტერვალი 2T		
დასაშვები კომბინაციები	აკრძალული კომბინაციები		დასაშვები კომბინაციები	აკრძალული კომბინაციები	
1100	1110	1111	1100	1101	1111
0011	0001	0000	1110	0011	0000
1000	1011	1101	0001	0010	1010
0111	0100	0010	1000	1011	0101
0110	1001	1010	1001	0111	
		0101	0100	0110	

ცხრილი 4

ელექტრონულ-ფოტონური კოდების აკრძალული და მათი შესაბამისი დასაშვები კომბინაციები

Ep-1	Ep-2
ინტერვალი 2T	ინტერვალი 2T

აკრძალული კომბინაციები	დასაშვები კომბინაციები	აკრძალული კომბინაციები	დასაშვები კომბინაციები
1111	1110 1011 0111	1111	1101 1110 1011 0111
0000	0001 1000 0100	0000	0001 0010 1000 0100
1101	1100 1001		
0010	0011 0110		
1010	1110 1000 1011	0101	1101 0001 0111 0100
0101	0001 0111 0100		

ვის აკრძალულს წარმოადგენს 6, Ep-2 კოდისთვის კი – 4. განგსაზღვროთ დასაშვები კომბინაციების გამოჩენის ალბათობები საწყის სიგნალში ერთიანის გამოჩენის P_1 ალბათობის დროს.

ორივე კოდისთვის საწყის სიგნალში 11 ბლოკის არსებობისას წარმოიქმნება 1100 ან 0011 კომბინაცია, ე.ი. თითოეული მათგანის გამოჩენა ხდება $P_1^2/2$ ალბათობით, 00 ბლოკის არსებობისას - 0110 ან 1001 კომბინაცია, თითოეული – $(1-P_1)^2/2$ ალბათობით და 01 ბლოკის არსებობისას - 1000, 0111, 0100 ან 1011 კომბინაცია, შესაბამისად, თითოეულის გამოჩენის ალბათობა – $P_1(1 - P_1)/4$ იქნება.

Ep-1 კოდისთვის საწყის სიგნალში 10 ბლოკის არსებობისას წარმოიქმნება 0001 ან 1110 კომბინაცია, თითოეული – $P_1(1-P_1)/2$ ალბათობით, ხოლო Ep-2 კოდისთვის – 1101, 1110, 0001 ან 0010 კომბინაცია, თითოეული – $P_1(1-P_1)/4$ ალბათობით.

ზემოთ ნათქვამიდან გამომდინარე, აგრეთვე მე-4 ცხრილის მონაცემების გათვალისწინებით EP-1 კოდის აკრძალული კომბინაციებისთვის (1) ჩაიწერება:

$$P_{EP-1}(1111) = P_{EP-1}(0000) = P_{EP-1}(1010) = P_{EP-1}(0101) = 0,188P_1(1-P_1) \quad (6)$$

$$P_{EP-1}(1101) = P_{EP-1}(0010) = 0,125[P_1^2 + (1-P_1)^2] \quad (7)$$

ანალოგიურად EP-2 კოდისთვის გვექნება:

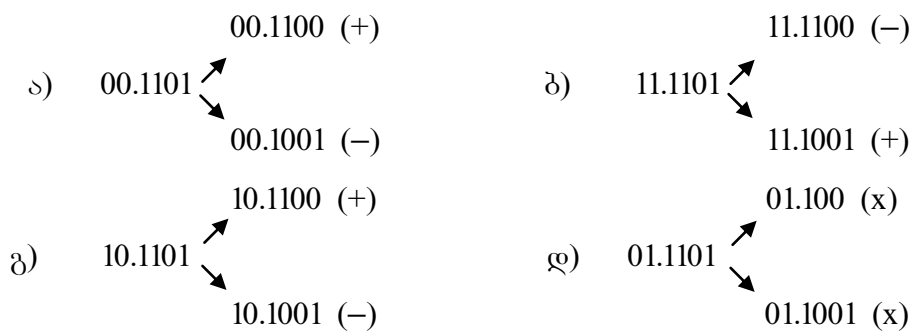
$$P_{EP-2}(1111) = P_{EP-2}(0000) = P_{EP-2}(1010) = P_{EP-2}(0101) = 0,25P_1(1-P_1) \quad (8)$$

განვიხილოთ შეცდომების კორექტირების საკითხები.

ის ფაქტი, რომ ელექტრონულ-ფოტონური კოდების ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე შეუძლებელია ზოგიერთი ოთხთანრიგა კომბინაციის გამოჩენა, შეიძლება გამოყენებულ იქნას არა მარტო ერთეული შეცდომის აღმოჩენის, არამედ მისი კორექტირების დროსაც. ვახვენოთ, თუ როგორ ხდება ეს, მაგალითად, EP-1 კოდში წარმოქმნილი 1101 და 1111 აკრძალული კომბინაციების კორექტირების შემთხვევაში.

როგორც მე-4 ცხრილიდან ჩანს, 1101 კომბინაციას შეესაბამება ორი დასაშვები – 1100 და 1001. მათგან ჭეშმარიტის დასადგენად განვიხილოთ აკრძალული კომბინაციის წინა სატაქტო ინტერვალზე ორთაწრიგა ბლოკების განლაგების ყველა შესაძლო შემთხვევა (ნახ.14).

1) აკრძალული კომბინაციის წინ განლაგებულია 00 ბლოკი (ნახ.14 ა). ეს მიუთითებს იმაზე, რომ ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციაა 1100 (ნახაზზე ჭეშმარიტი და მცდარი კომბინაციები აღნიშნულია შესაბამისად “+” და “-” სიმბოლოებით, ჭეშმარიტი კომბინაციის აღმოჩენის შეუძლებლობის დროს კი ყველა კომბინაცია



01.1100.00 (-)	01.1100.01 (+)	01.1100.10 (-)	01.1100.11 (x)
01.1001.00 (+)	01.1001.01 (-)	01.1001.10 (+)	01.1001.11 (x)

ე)

ნახ. 14. ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენის ალგორითმი EP-1 კოდისთვის

აღინიშნება “x” ნიშნით), რადგან, კოდის ფორმირების ალგორითმიდან გამომდინარე, რომელიმე სატაქტო ინტერვალზე 00 კომბინაციის არსებობის შემთხვევაში მომდევნო სატაქტო ინტერვალზე 10 კომბინაციის გამოჩენა შეუძლებელია.

2) აკრძალული კომბინაციის წინ განლაგებულია 11 ბლოკი (ნახ.14 ბ). ამ შემთხვევაში ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციაა 1001, რადგან 111100 კომბინაციის გამოჩენა შეუძლებელია კოდში 11 და 00 კომბინაციების მონაცვლეობის პრინციპის დარღვევის გამო.

3) აკრძალული კომბინაციის წინ განლაგებულია 10 ბლოკი (ნახ.14 გ). ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაცია იქნება 1100, რადგან კოდის ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე 10 კომბინაციის გამოჩენა შეუძლებელია.

4) აკრძალული კომბინაციის წინ განლაგებულია 01 ბლოკი (ნახ.14 დ). აქ მის შემდეგ შესაძლებელია ორივე დასაშვები კომბინაციის გამოჩენა, ამიტომ ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის გამოჩენის ალბათობის დასადგენად ზემოთ განხილული ხერხის გამოყენება საკმარისი არ არის. ამ შემთხვევაში დამატებით ტარდება ორთაწრიგა ბლოკების აკრძალული კომბინაციის შემდეგ განლაგების ყველა შესაძლო შემთხვევის ანალიზი (ნახ.14 ე).

აკრძალული კომბინაციის შემდეგ 00 ბლოკის არსებობის შემთხვევაში ჭეშმარიტ დასაშვებ კომბინაციას წარმოადგენს 1001, რადგან 1100 კომბინაციის შემდეგ 00 ბლოკის გამოჩენა შეუძლებელია.

თუ აკრძალული კომბინაციის შემდეგ არსებობს 01 ბლოკი, მაშინ ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციაა 1100, რადგან წინააღმდეგ შემთხვევაში ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე ადგილი ექნებოდა 0101 კომბინაციას, რაც დაუშვებელია.

აკრძალული კომბინაციის შემდეგ 10 ბლოკის არსებობისას აგრეთვე ხდება ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენა. ეს არის 1001, რადგან 110010 კომბინაციის გამოჩენა შეუძლებელია.

განვიხილოთ ახლა შემთხვევა, როდესაც აკრძალული კომბინაციის შემდეგ ჩნდება 11 ბლოკი. რადგან სახაზო კოდში შესაძლებელია როგორც 110011, ისე 100111 კომბინაციების გამოჩენა, ამიტომ აქ ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენა ხდება მხოლოდ 0,5-ის ტოლი ალბათობით.

ამგვარად, 1101 აკრძალული კომბინაციის გამოჩენისას მის წინა სატაქტო ინტერვალზე ორთანრიგა ბლოკების არსებობის 4 შესაძლო შემთხვევიდან 3-ში ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენა ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით. რაც შეეხება მეოთხე შემთხვევას (1101 კომბინაციის წინ 01 ბლოკის არსებობა), აქ ეს ალბათობა $3 \cdot 0,25 + 0,25/2 = 0,875$ -ის ტოლია. მაშინ აღნიშნული აკრძალული კომბინაციის არსებობის პირობებში ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის აღდგენის სრული ალბათობა იქნება:

$$P_{\text{კომბინაციის აღდგენა}}(1101) = 3 \cdot 0,25 + 0,875 \cdot 0,25 \approx 0,97 \quad (9)$$

ცხადია, რომ მცდარი დასაშვები კომბინაციის აღდგენის ალბათობა

$$P_{\text{მცდარი აღდგენა}}(1101) = 1 - 0,97 = 0,03 \quad (10)$$

ანალოგიური მსჯელობით შეიძლება ნაჩვენები იქნას, რომ ჭეშმარიტი და მცდარი დასაშვები კომბინაციების აღდგენის ასეთივე ალბათობები მიიღება 0010, 1010 და 0101 აკრძალული კომბინაციების არსებობისას.

განვიხილოთ ახლა 1111 აკრძალული კომბინაციის გამოჩენის შემთხვევა. როგორც მე-4 ცხრილიდან ჩანს, ამ კომბინაციას შეესაბამება სამი დასაშვები – 1110, 0111 და 1011.

1111 კომბინაციის წინა სატაქტო ინტერვალზე ორთანრიგა ბლოკების არსებობის შესაძლებლობების ანალიზი გვიჩვენებს, რომ, EP-1 კოდის ფორმირების ალგორითმიდან გამომდინარე, კომბინაციის წინ შეუძლებელია 11 ბლოკის გამოჩენა. განვიხილოთ დანარჩენი შემთხვევები.

1) აკრძალული კომბინაციის წინ განლაგებულია 00 ბლოკი. ამ შემთხვევაში 1011 დასაშვები კომბინაციის გამოჩენა შეუძლებელია, დანარჩენი ორის კი – შესაძლებელი.

2) აკრძალული კომბინაციის წინ განლაგებულია 01 ბლოკი. 0111 დასაშვები კომბინაციის გამოჩენა შეუძლებელია, დანარჩენი ორის კი – შესაძლებელი.

3) აკრძალული კომბინაციის წინ განლაგებულია 10 ბლოკი. აქ შეუძლებელია 1011 დასაშვები კომბინაციის გამოჩენა, დანარჩენი ორის კი – შესაძლებელი.

როგორც ვხედავთ, აკრძალული კომბინაციის მხოლოდ წინა სატაქტო ინტერვალზე განლაგებული ბლოკების შემთხვევის განხილვა არ იძლევა ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენის საშუალებას. გავაანალიზოთ აკრძალული კომბინაციის მომდევნო სატაქტო ინტერვალზე სხვადასხვა ბლოკების განლაგების შესაძლებლობები ამ კომბინაციის წინა სატაქტო ინტერვალზე 00 კომბინაციის არსებობის პირობებში.

როგორც აღნიშნული იყო, განსახილველ შემთხვევაში შესაძლებელია ორი დასაშვები კომბინაციის – 1110 და 0111 არსებობა. ამ კომბინაციების შემდეგ შეუძლებელია 11 ბლოკის გამოჩენა 11 და 00 კომბინაციების მონაცვლეობის პრინციპის დარღვევის გამო.

აკრძალული კომბინაციის მომდევნო სატაქტო ინტერვალზე 01 ბლოკის არსებობისას წარმოებს ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის – 1110 – დადგენა, რადგან 011101 კომბინაციის გამოჩენა შეუძლებელია.

აკრძალული კომბინაციის მომდევნო სატაქტო ინტერვალზე 10 ბლოკის არსებობისას პირიქით – ჭეშმარიტ დასაშვებ კომბინაციას წარმოადგენს 0111, 111010 კომბინაციის ფორმირების შეუძლებლობის გამო.

დარჩენილ ერთ შემთხვევაში, როდესაც აკრძალული კომბინაციის მომდევნო სატაქტო ინტერვალზე არსებობს 00 ბლოკი, ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენა ვერ ხერხდება, რადგან სახაზო კოდში ორივე კომბინაცია – 111000 და 011100 – დასაშვებია.

ამგვარად, 1111 აკრძალული კომბინაციის არსებობისას, თუ მას წინ უსწრებს 00 ბლოკი, კომბინაციის მომდევნო ორთაწრივ ბლოკების განლაგების სამი შესაძლო შემთხვევიდან ორში ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენა ხდება 1-ის ტოლი, ერთში კი – 0,5-ის ტოლი ალბათობით.

ადვილი საჩვენებელია, რომ იგივე შედეგი მიიღება, როდესაც კომბინაციას წინ უსწრებს სხვა დასაშვები ბლოკებიც. ზემოთქმულიდან გამომდინარე, 1111 აკრძალული კომბინაციის არსებობის პირობებში ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის აღდგენის ალბათობა იქნება

$$P_{\text{ჭეშმარიტი}}(1111) \approx 0,66 + 0,5 \cdot 0,33 = 0,66 + 0,17 = 0,83, \quad (11)$$

ხოლო მცდარის –

$$P_{\text{მცდარი}}(1111) = 1 - 0,83 = 0,17 \quad (12)$$

ანალოგიური მსჯელობით შეიძლება ნაჩვენები იქნას, რომ ჭეშმარიტი და მცდარი დასაშვები კომბინაციების აღდგენის ასეთივე ალბათობები მიიღება 0000 აკრძალული კომბინაციის არსებობისას.

განვსაზღვროთ ახლა შეცდომების კორექტირების $P_{\text{კორ}}$ ალბათობები სხვადასხვა აკრძალული კომბინაციებისთვის. (6), (7), (9) და (11) გათვალისწინებით გვექნება:

$$P_{\text{კორ}}(1111) = P_{\text{კორ}}(0000) = 0,188P_1(1-P_1) \cdot 0,83 = 0,16 P_1(1-P_1)$$

$$P_{\text{კორ}}(1010) = P_{\text{კორ}}(0101) = 0,188P_1(1-P_1) \cdot 0,97 = 0,18 P_1(1-P_1)$$

$$P_{\text{კორ}}(1101) = P_{\text{კორ}}(0010) = 0,125[P_1^2 + (1-P_1)^2] \cdot 0,97 = 0,12[P_1^2 + (1-P_1)^2]$$

შესაბამისად, კორექტირებისას შეცდომის დაშვების ალბათობებისთვის ჩავწერთ:

$$P_{\text{მცდარი}}(1111) = P_{\text{მცდარი}}(0000) = 0,188P_1(1-P_1) \cdot 0,17 = 0,03 P_1(1-P_1)$$

$$P_{\text{მცდარი}}(1010) = P_{\text{მცდარი}}(0101) = 0,188P_1(1-P_1) \cdot 0,03 = 0,006 P_1(1-P_1)$$

$$P_{\text{კორ}}(1101) = P_{\text{კორ}}(0010) = 0,125[P_1^2 + (1-P_1)^2] \cdot 0,03 = 0,004[P_1^2 + (1-P_1)^2]$$

მაშინ ზოგადად აკრძალული კომბინაციის კორექტირების ალბათობა ტოლი იქნება

$$P_{\text{კორ.}}(EP-1) \approx 2\{0,34P_1(1-P_1) + 0,12[P_1^2 + (1-P_1)^2]\}, \quad (13)$$

ხოლო არასწორი კომბინაციის აღდგენის ალბათობა –

$$P_{\text{მცდარი}}(EP-1) \approx 2\{0,036P_1(1-P_1) + 0,004[P_1^2 + (1-P_1)^2]\}, \quad (14)$$

განვიხილოთ EP-2 კოდის შეცდომების კორექტირების საკითხები.

როგორც 2.2 ცხრილიდან ჩანს, ამ კოდის ყველა აკრძალულ კომბინაციას შეესაბამება 4-4 დასაშვები. ჩავატაროთ ზემოთ მოყვანილის ანალოგიური ანალიზი 1111 აკრძალული კომბინაციისთვის.

1) აკრძალული კომბინაციის წინ 11 ბლოკის არსებობა გამორიცხულია 11 და 00 კომბინაციების გამოჩენის კანონზომიერების დარღვევის გამო.

2) აკრძალული კომბინაციის წინ განლაგებულია 00 ბლოკი. ამ დროს ოთხივე ექვსთანრიგა კომბინაცია დასაშვებია, ამიტომ ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის ალბათობის დასადგენად მივმართოთ ანალიზის შემდგომ ეტაპს, ანუ განვიხილოთ აკრძალული კომბინაციის შემდეგ ორთანრიგა კომბინაციების განლაგების ყველა შესაძლო შემთხვევა.

1111 კომბინაციის შემდეგ 00 ბლოკის არსებობისას მიიღება აგრეთვე მხოლოდ დასაშვები კომბინაციები, 01 ან 10 ბლოკების განლაგების შემთხვევებში - ორ-ორი დასაშვები და აკრძალული კომბინაცია, ხოლო 11 ბლოკის არსებობა 1111 კომბინაციის შემდეგ გამორიცხულია ზემოთ ხსენებული მიზეზის გამო.

ამგვარად, 1111 კომბინაციის წინ 00 ბლოკის განლაგებისას ამ კომბინაციის შემდეგ შესაძლებელია მხოლოდ 3 ორთანრიგა ბლოკის – 00, 01 და 10 – არსებობა, ამასთან პირველის შემთხვევაში ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენის ალბათობა 0,25-ს, ხოლო დანარჩენ შემთხვევებში – 0,5-ს შეადგენს. შესაბამისად, თუ 1111 კომბინაციის წინ არსებობს 00 ბლოკი, ხსენებული ალბათობა $0,66 \cdot 0,5 + 0,33 \cdot 0,25 = 0,42$ ტოლი იქნება.

3) 1111 კომბინაციის წინ განლაგებულია 01 ბლოკი. ამ შემთხვევაში მიიღება 2 დასაშვები (01110, 01101) და 2 აკრძალული (011101, 010111) კომბინაცია. დასაშვები კომბინაციების შემდეგ 00 ან 01 ბლოკების არსებობისას კვლავ მიიღება დასაშვები კომბინაციები, 10 და 11 ბლოკების არსებობა კი შეუძლებელია კოდის ფორმირების ალგორითმიდან გამომდინარე. ამგვარად, 1111 კომბინაციის წინ 01 ბლოკის განლაგებისას ამ კომბინაციის შემდეგ შესაძლებელია მხოლოდ 2 ორთანრიგა ბლოკის – 00 და 01 – არსებობა, ამასთან ორივე შემთხვევაში ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენის ალბათობა 0,5-ის ტოლია. შესაბამისად, იგივე იქნება ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენის ალბათობა 01111 კომბინაციის გამოჩენის შემთხვევაში.

4) აკრძალული კომბინაციის წინ განლაგებულია 10 ბლოკი. ამ შემთხვევაში გვაქვს წინა პუნქტში განხილულის ანალოგიური სურათი, ე.ი. ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენის ალბათობა აქაც 0,5-ის ტოლია.

ამგვარად, 1111 ბლოკის წინ ორთანრიგა ბლოკების არსებობის სამი შესაძლო შემთხვევიდან ერთის დროს ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის დადგენის ალბათობა 0,42-ის, ორი დანარჩენის დროს კი – 0,5-ის ტოლია. შესაბამისად, 1111 კომბინაციის გამოჩენისას ჭეშმარიტი კომბინაციის აღდგენის სრული ალბათობა ტოლია:

$$P_{\text{ჭ,EP-2}}(1111) \approx 0,66 \cdot 0,5 + 0,33 \cdot 0,42 = 0,47 \quad (15)$$

გამოვთვალოთ მცდარი დასაშვები კომბინაციის აღდგენის ალბათობა:

$$P_{\text{მცდ,EP-2}}(1111) \approx 1 - 0,47 = 0,53 \quad (16)$$

როგორც ანალიზი აჩვენებს, იგივე ალბათობებით ხდება ჭეშმარიტი და მცდარი კომბინაციების აღდგენა დანარჩენი აკრძალული კომბინაციების არსებობის პირობებშიც.

(8), (15) და (16) გათვალისწინებით ჩავწეროთ EP-2 კოდში ნებისმიერი შეცდომის სწორი და არასწორი კორექტირების ალბათობები:

$$P_{\text{კორ.}}(\text{EP-2}) = 4 \cdot 0,25 \cdot 0,47 P_1(1-P_1) = 0,47 P_1(1-P_1) \quad (17)$$

$$P_{\text{მცდ.}}(\text{EP-2}) = 4 \cdot 0,25 \cdot 0,53 P_1(1-P_1) = 0,53 P_1(1-P_1) \quad (18)$$

მე-5 ცხრილში მოყვანილია $P_{\text{ჭ}}(\text{EP-1})$, $P_{\text{მცდ.}}(\text{EP-1})$, $P_{\text{ჭ}}(\text{EP-2})$ და $P_{\text{მცდ.}}(\text{EP-2})$ სიდიდეები, გამოთვლილი (13), (14), (17) და (18) ფორმულებით P_1 -ის სხვადასხვა მნიშვნელობებისთვის, ხოლო მე-15 ნახაზზე – $P_{\text{ჭ}}=f(P_1)$ და $P_{\text{მცდ.}}=f(P_1)$ დამოკიდებულების მრუდები.

ცხრილი 5

ელექტრონულ-ფოტონური კოდების სწორი და არასწორი კორექტირების ალბათობები საწყის სიგნალში ერთიანის გამოჩენის სხვადასხვა ალბათობის დროს

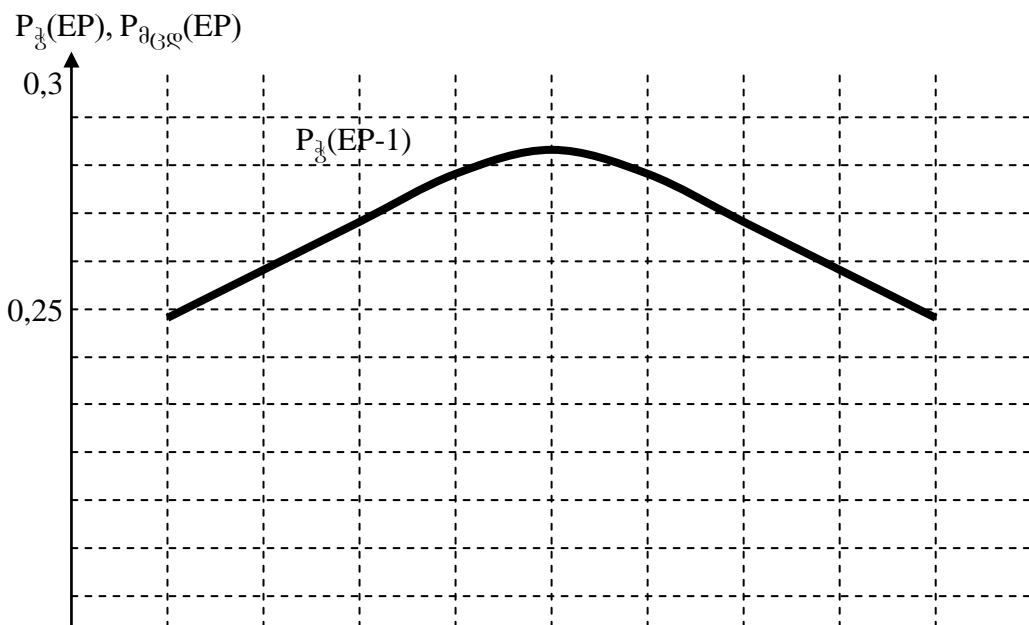
P_1	$P_{\text{ჭ}}(\text{EP-1})$	$P_{\text{მცდ.}}(\text{EP-1})$	$P_{\text{ჭ}}(\text{EP-2})$	$P_{\text{მცდ.}}(\text{EP-2})$
0,1	0,26	0,013	0,04	0,05
0,2	0,27	0,017	0,07	0,08
0,3	0,28	0,019	0,1	0,11

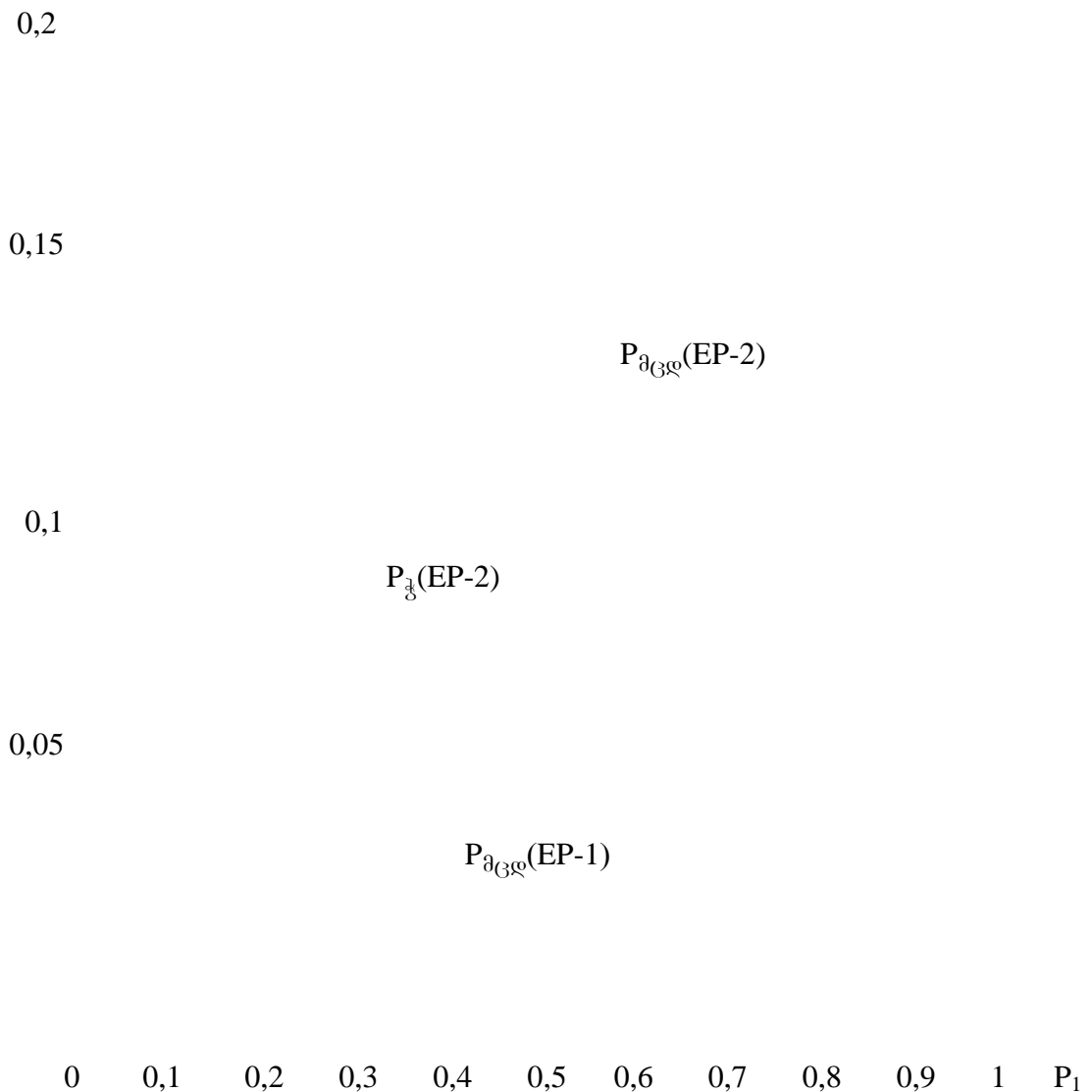
0,4	0,29	0,02	0,11	0,13
0,5	0,3	0,022	0,12	0,14
0,6	0,29	0,02	0,11	0,13
0,7	0,28	0,019	0,1	0,11
0,8	0,27	0,017	0,07	0,08
0,9	0,26	0,013	0,04	0,05

მრუდების ანალიზი გვიჩვენებს:

- ორივე კოდისთვის შეცდომების კორექტირებისა და მცდარი კომბინაციების აღდგენის მაქსიმალური ალბათობები მიიღება $P_1=P_0$ დროს;
- EP-1 კოდის კორექტირების ალბათობა მნიშვნელოვნად (3 - 4-ჯერ) აღემატება EP-2 კოდის იგივე მახასიათებელს;
- EP-1 კოდში კორექტირებისას მცდარი კომბინაციის აღდგენის ალბათობა გაცილებით ($P_1=P_0$ დროს 11-ჯერ) მცირეა ამავე კოდში ჭეშმარიტი კომბინაციის აღდგენის ალბათობაზე;
- EP-2 კოდში კორექტირებისას მცდარი კომბინაციის აღდგენის ალბათობა აღემატება ამავე კოდში ჭეშმარიტი კომბინაციის აღდგენის ალბათობას.

როგორც ანალიზი აჩვენებს, როგორც წესი, შეცდომის $P \neq 1$ ალბათობით კორექტირების დროს კოდური მანძილი დასაშვებ კომბინაციებს შორის, რომელთაგანაც შეირჩევა აღსადგენი კომბინაცია, 2-ის ტოლია. ეს ნიშნავს, რომ მცდარი კომბინაციის აღდგენის შემთხვევაში არასწორად აღდგება მისი ორივე სიმბოლო, ე.ი. ერთი შეცდომის მაგიერ წარმოიქმნება ორი. ასეთ პირობებში კორექტირებას აზრი აქვს მხოლოდ მაშინ, როდესაც ჭეშმარიტი კომბინაციის აღდგე-





ნახ.15. $P_3(EP)=f(P_1)$ და $P_{მცვ}(EP)=f(P_1)$ დამოკიდებულების მრუდები ელექტრონულ-ფოტონური კოდებისთვის

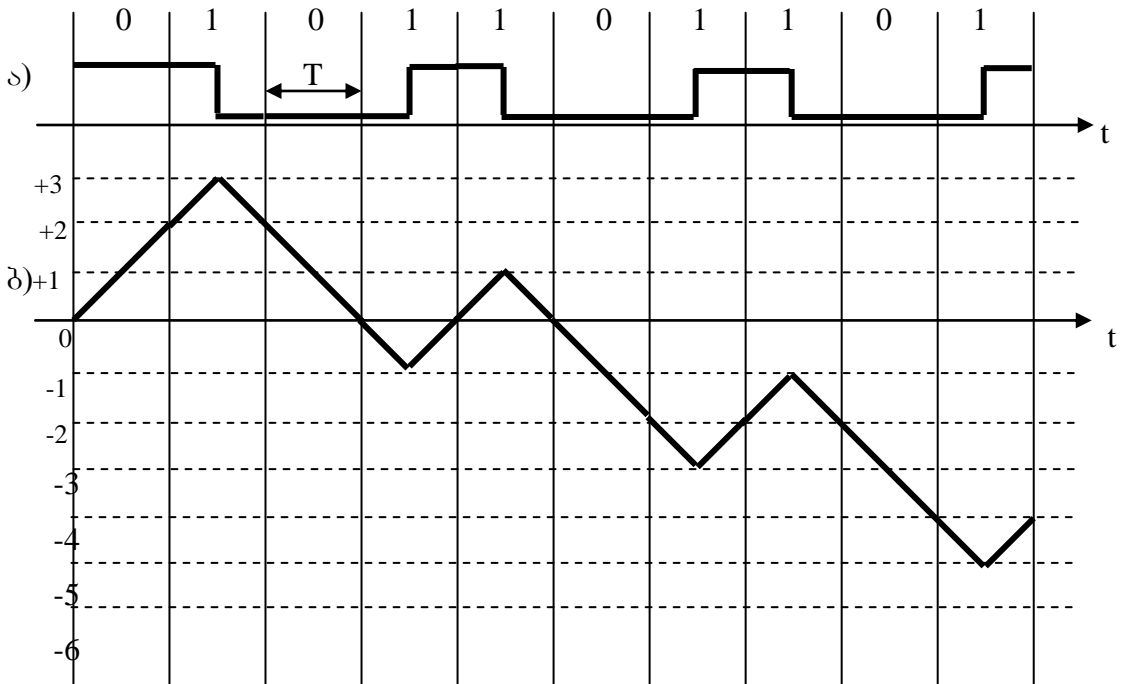
ნის ალბათობა ბევრად აღემატება მცდარი კომბინაციის აღდგენის ალბათობას. ზემოთ მიღებული შედეგებიდან გამომდინარე, ამ პირობას ელექტრონულ-ფოტონური კოდებიდან აკმაყოფილებს EP-1, ამიტომ აღწერილი მეთოდით ერთეული შეცდომების კორექტირება მხოლოდ მისთვის არის რეკომენდებული.

2.4. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება MILLER კოდში [41]

განვიხილოთ MILLER კოდის ერთეულოვანი შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობები.

ვაჩვენოთ, რომ აღნიშნული კოდისთვის შეუძლებელია მცჯ-ს კონტროლისა და 11 და 00 კომბინაციების მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდების გამოყენება.

მე-16 ნახაზზე მოყვანილია MILLER კოდის ფრაგმენტი და მისი მცჯ-ს ცვლილების ტეხილი. როგორც ნახაზიდან ჩანს, მცჯ-ს არ გააჩ-



ნახ. 16. MILLER კოდის ფრაგმენტი და მისი მცჯ-ს ცვლილების ტეხილი
 ნია ფიქსირებული მნიშვნელობები, რადგან საწყისი სიგნალის რიგ ფრაგმენტებში (ერთ-ერთი მათგანი ნაჩვენებია ნახაზზე) კოდის ფორმირების ალგორითმის თანახმად, რომელიც გამორიცხავს 11 და 00 სიმბოლოების მონაცვლეობის აუცილებლობას, შესაძლებელია 2T ხანგრძლიობის იმპულსების ან პაუზების გარკვეული რაოდენობის მიმდევრობით გამოჩენა, რაც იწვევს მცჯ-ს განუწყვეტელ ზრდას ერთი

ან მეორე მიმართულებით. კოდის ალგორითმის აღნიშნული თავისებურება გამორიცხავს 11 და 00 კომბინაციების მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდის გამოყენების შესაძლებლობასაც.

ზემოთქმულიდან გამომდინარე, შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება MILLER კოდში შესაძლებელია მხოლოდ აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდის გამოყენებით. განვსაზღვროთ შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების ალბათობები ამ შემთხვევაში.

ისევე, როგორც ელექტრონულ-ფოტონურ კოდებში, MILLER კოდშიც სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში ყველა კომბინაცია დასაშვებია, მაგრამ ორი მეზობელი სატაქტო ინტერვალის ანალიზი გვიჩვენებს, რომ მათზე განლაგებული 16 შესაძლო კომბინაციიდან დასაშვებია მხოლოდ 8 (ცხრილი 6).

მე-7 ცხრილში მოყვანილია აკრძალული კომბინაციები და მათი შესაბამისი დასაშვები კომბინაციები. როგორც ცხრილიდან ჩანს, თითოეულ აკრძალულ კომბინაციას შეესაბამება ორი დასაშვები. განვსაზღვროთ აკრძალული კომბინაციების გამოჩენის ალბათობები.

საწყის სიგნალში 11 ბლოკის არსებობისას წარმოიქმნება 1001 ან 0110 კომბინაცია, ე.ი. თითოეული მათგანის გამოჩენა ხდება $P_1^2/2$ ალბათობით, 00 ბლოკის არსებობისას - 1100 ან 0011 კომბინაცია, თითოეული - $(1-P_1)^2/2$ ალბათობით, 10 ბლოკის არსებობისას - 1000 ან 0111 კომბინაცია, 01 ბლოკის არსებობისას კი 0001 ან 1110 კომბინაცია, თითოეული - $P_1(1-P_1)/2$ ალბათობით.

ზემოთ ნათქვამიდან გამომდინარე, აგრეთვე მე-7 ცხრილის მონაცემების გათვალისწინებით, აკრძალული კომბინაციების გამოჩენის ალბათობები იქნება:

ცხრილი 6

დასაშვები და აკრძალული კომბინაციები MILLER
კოდის ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე

ინტერვალი 2T

დასაშვები კომბინაციები	აკრძალული კომბინაციები
1100	1101
1110	1111
0011	0000
0001	0010
1000	1011
1001	1010
0111	0100
0110	0101

ცხრილი 7

MILLER კოდის ორ მეზობელ სატაქტო ინტერვალზე განლაგებული აკრძალული და მათიშესაბამისი დასაშვები კომბინაციები

ინტერვალი 2T	
აკრძალული კომბინაციები	დასაშვები კომბინაციები
1101	1100 1001
1111	1110 0111
0000	0001 1000
0010	0011 0110
1011	0011 1001
1010	1110 1000
0100	1100 0110
0101	0001 0111

$$P_{MIL}(1111) = P_{MIL}(0000) = P_{MIL}(1010) = P_{MIL}(0101) = 0,25P_1(1-P_1);$$

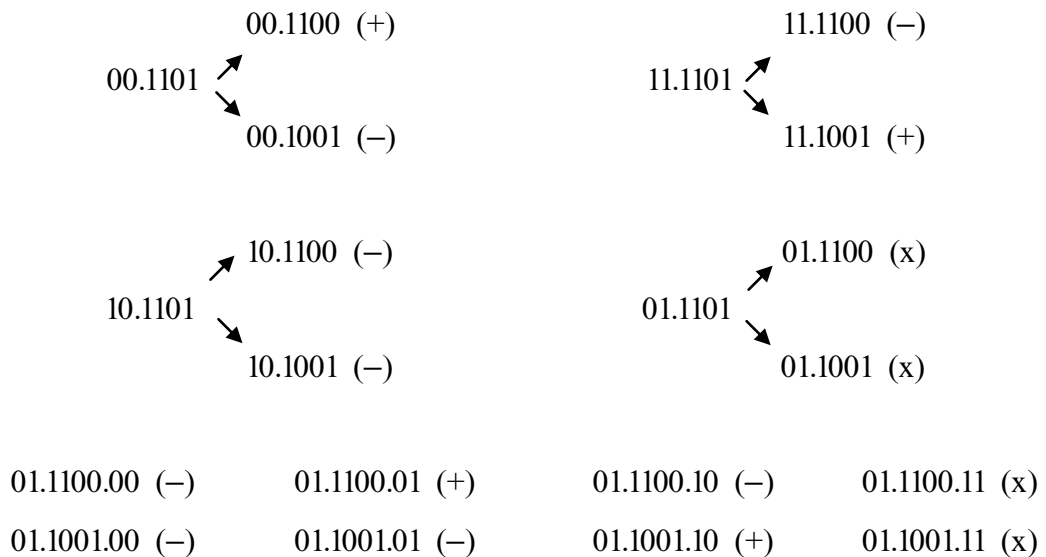
$$P_{MIL}(1101) = P_{MIL}(0010) = P_{MIL}(1011) = P_{MIL}(0100) = 0,125[P_1^2 + (1-P_1)^2].$$

მაშინ ზოგადად აკრძალული კომბინაციის გამოჩენის, ე.ი. შეცდომის აღმოჩენის ალბათობა ტოლია:

$$P_{შეცდ}(MILLER) = 4 \cdot 0,25P_1(1-P_1) + 4 \cdot 0,125[P_1^2 + (1-P_1)^2] = 0,5. \quad (19)$$

განვიხილოთ შეცდომების კორექტირების საკითხები.

შეცდომების კორექტირებისთვის გამოვიყენოთ ელექტრონულ-ფოტონური კოდებისთვის ზემოთ შემოთავაზებული მეთოდი, რომელიც ემყარება ორთანრიგა ბლოკების აკრძალული კომბინაციის წინ და მის შემდეგ განლაგების შესაძლებლობების ანალიზს. მე-17 ნახაზზე მაგალითის სახით ნაჩვენებია 1101 აკრძალული კომბინაციის კორექტირება ამ მეთოდით. ისევე, როგორც ელექტრონულ-ფოტონური კოდებისთვის, აქაც ჭეშმარიტი და მცდარი კომბინაციები აღნიშნულია შესაბამისად “+” და “-” სიმბოლოებით, გაურკვეველი სიტუაცია კი – “x” ნიშნით.



ნახ. 17. 1101 აკრძალული კომბინაციის კორექტირების პროცედურა MILLER კოდისთვის

როგორც ნახაზიდან ჩანს, აკრძალული კომბინაციის წინ 10 ბლოკის არსებობა დაუშვებელია, 00 ან 11 ბლოკის არსებობისას ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის აღდგენა ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით, ხოლო 01 ბლოკის დროს ცალსახად არ შეიძლება იმის თქმა, თუ რომელი დასაშვები კომბინაციაა ჭეშმარიტი. ამ შემთხვევაში ანალიზი გრძელდება, ოღონდ უკვე აკრძალული კომბინაციის შემდგომ სატაქტო ინტერვალზე ორთანრიგა ბლოკების განლაგების შესაძლებლობების გამოვლენის მიზნით. როგორც ვხედავთ, ამ

ინტერვალზე 11 ბლოკის განლაგება შეუძლებელია, 01 ან 10 ბლოკის არსებობისას ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის აღდგენა ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით, ხოლო 01 ბლოკის არსებობისას – შეუძლებელია ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის ზუსტი დადგენა, ე.ი. მისი აღდგენა ხდება 0,5 ალბათობით.

ზემოთქმულიდან შეიძლება გაკეთდეს დასკვნა, რომ 1101 აკრძალული კომბინაციის წინ 01 ბლოკის არსებობისას ჭეშმარიტი დასაშვები კომბინაციის აღდგენის ალბათობა შესაძლო სამი შემთხვევიდან ორში 1-ის ტოლია, ერთში კი – 0,5-ის. ორექტირების სრული ალბათობა ამ შემთხვევაში ტოლი იქნება:

$$P_{\text{კორ}}(01.1101) = 0,66 + 0,33 \cdot 0,5 \approx 0,83.$$

მგვარად, 1101 აკრძალული კომბინაციის წინ ორთანრიგა ბლოკების განლაგების შესაძლო სამი შემთხვევიდან ორში კორექტირება ხდება 1-ის ტოლი, ერთში კი – 0,83-ის ტოლი ალბათობით. აკრძალული კომბინაციის კორექტირების სრული ალბათობა ჩაიწერება:

$$P_{\text{კორ}}(1101) = 0,66 + 0,33 \cdot 0,83 \approx 0,94. \quad (20)$$

შესაბამისად, მცდარი დასაშვები კომბინაციის აღდგენის ალბათობა

$$P_{\text{მცდ.}}(1101) = 1 - 0,94 \approx 0,06 \quad (21)$$

როგორც ანალიზი გვიჩვენებს, კორექტირების ასეთივე ალბათობა გააჩნია ყველა დანარჩენ აკრძალულ კომბინაციას. მაშინ (19), (20) და (21) გათვალისწინებით ნებისმიერი აკრძალული კომბინაციის სწორი ან არასწორი კორექტირების ალბათობები, რომლებიც განისაზღვრება, როგორც ამ კომბინაციის გამოჩენისა და მისგან ჭეშმარიტი ან მცდარი დასაშვები კომბინაციის აღდგენის ალბათობათა ნამრავლი, შესაბამისად ტოლი იქნება:

$$P_{\text{კორ.}}(\text{MILLER}) \approx 0,5 \cdot 0,94 = 0,47; \quad (22)$$

$$P_{\text{მცდ.}}(\text{MILLER}) \approx 0,5 \cdot 0,06 = 0,03. \quad (23)$$

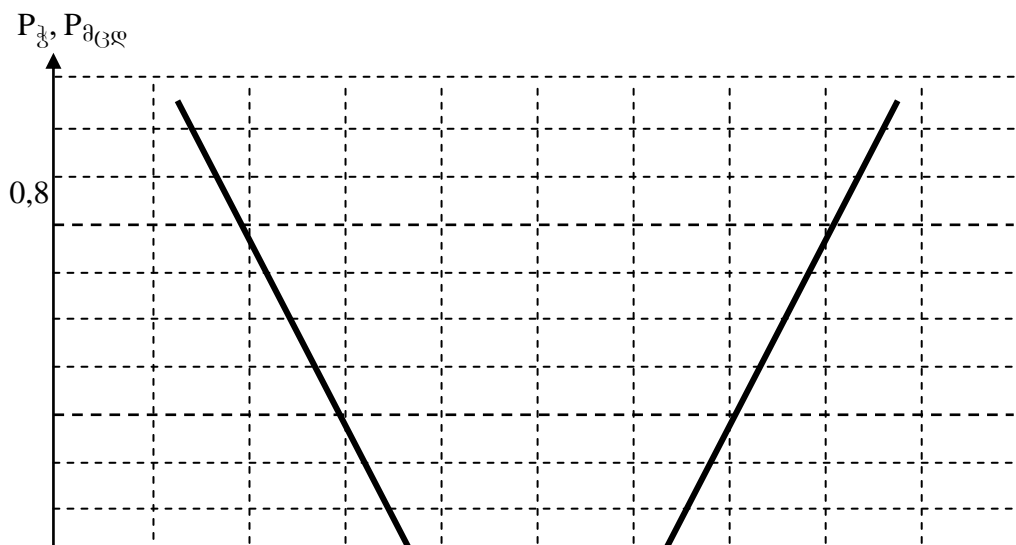
როგორც ვხედავთ, ეს ალბათობები არ არის დამოკიდებული საწყის სიგნალში სიმბოლოების გამოჩენის ალბათობებზე. დიდი სხვაობა ჭეშმარიტი და მცდარი კომბინაციების აღდგენის ალბათობებს შორის იძლევა იმის თქმის საშუალებას, რომ ელექტრონულ-ფოტონური კოდებისთვის შემოთავაზებული კორექტირების მეთოდი შეიძლება წარმატებით იქნას გამოყენებული MILLER კოდისთვისაც.

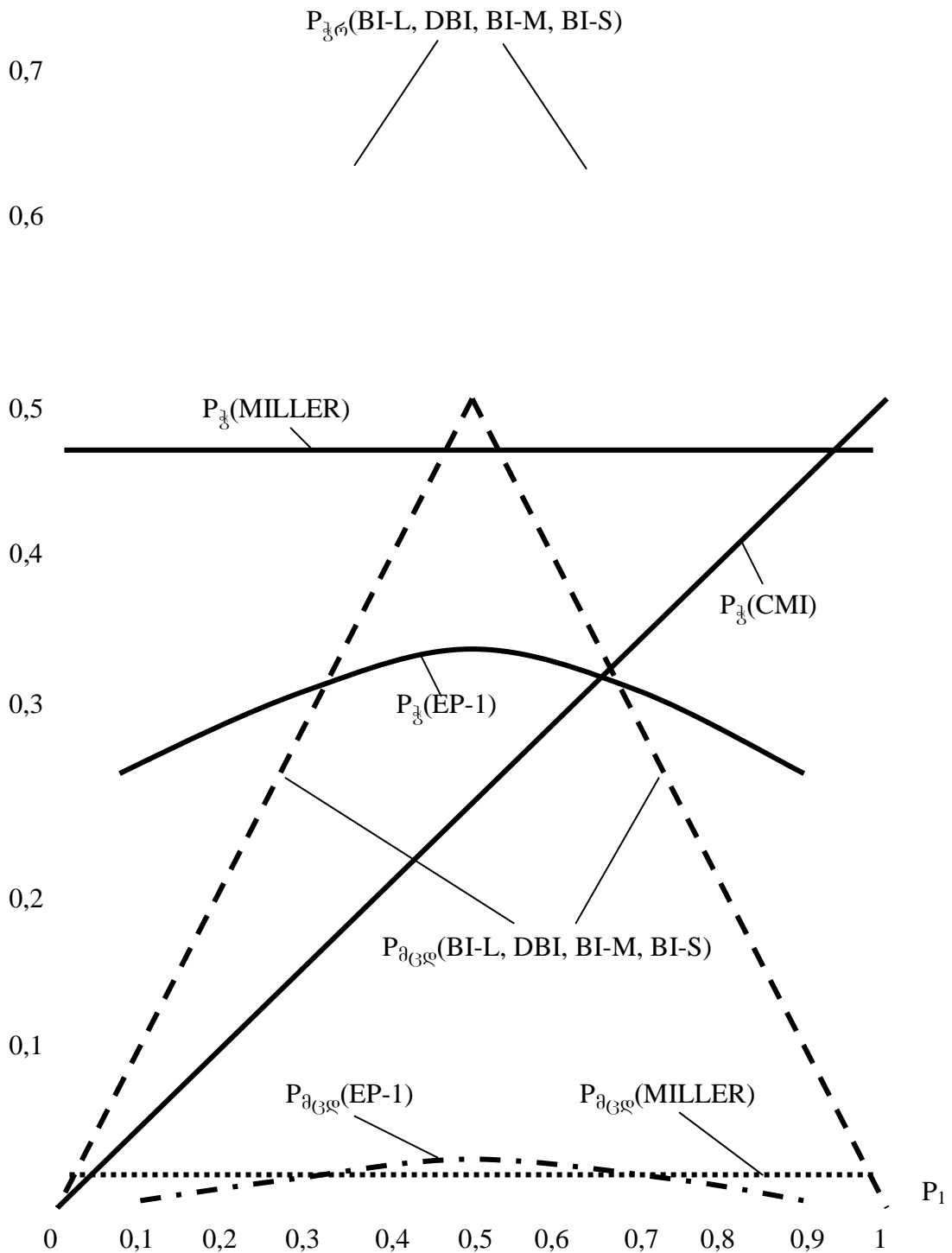
2.5. 1B2B კლასის ძირითადი კოდების შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობების შედარებითი ანალიზი

შეგადართო ზემოთ განხილული 1B2B კლასის კოდები შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების უნარიანობის ნიშნით. თვალსაჩინოებისთვის ყველა კოდის (EP-2-ის გარდა, რომელსაც, როგორც აღვნიშნეთ, შეცდომების კორექტირების დაბალი ხარისხი გააჩნია) კორექტირების შესაძლებლობების ამსახველი გრაფიკები, რომლებიც აგებულია 2.1, 2.2 და 2.3 ქვეთავებში, აგრეთვე –ასეთივე გრაფიკები MILLER კოდისთვის, მოყვანილია ერთ ნახაზზე (ნახ. 18).

შეცდომების აღმოჩენის თვალსაზრისით ყველა განხილულ კოდს, MILLER-ის გარდა, თანაბარი შესაძლებლობები აქვს, სახელდობრ, ისინი უზრუნველყოფს შეცდომების აღმოჩენას 1-ის ტოლი ალბათობით. ამასთან ბიიმპულსური კოდებისთვის ეს ხდება მცწ-ს კონტროლისა და აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმებზე, დანარჩენებისთვის კი - მცწ-ს კონტროლისა და 11 და 00 ბლოკების მონაცვლეობის პრინციპის დარღვევის აღმოჩენის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდებით. რაც შეეხება MILLER კოდს, მასში მცწ-ს ფიქსირებული საზღვრები არ გააჩნია, ხოლო კოდის ფორმირების ალგორითმი არ გულისხმობს 11 და 00 ბლოკების აუცილებელ მონაცვლეობას, რის გამოც შეცდომების აღმოჩენა შესაძლებელია მხოლოდ აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმის გამოყენებით. ასეთ პირობებში, როგორც პ.2.4-შია ნაჩვენები, შეცდომების აღმოჩენა ხდება მხოლოდ 0,5 ალბათობით.

როგორც მე-18 ნახაზიდან ჩანს, შეცდომების კორექტირების თვალსაზრისით ყველაზე კარგი შესაძლებლობები აქვს ბიიმპულსურ





ნახ.18. $P_3(1B2B)=f(P_1)$ და $P_{3G}(1B2B)=f(P_1)$ დამოკიდებულების მრუდები კოდებს, თუმცა მათთვის მაღალია მცდარი კომბინაციების აღდგენის ალბათობაც. ამ კოდებისთვის კორექტირების ხარისხი უმჯობესდება (P_3 იზრდება, P_{3G} კი – მცირდება) საწყის სიგნალში ერთ-ერთი სიმბოლოს გამოჩენის ალბათობის ზრდასთან ერთად. აღნიშნული კოდებიდან უპირეტესობა ენიჭება BI-L და DBI კოდებს, რადგან ორ დანარჩენს

ახასიათებს შეცდომების გაორმაგება არასწორი კორექტირების შემთხვევაში.

კორექტირების ხარისხის თვალსაზრისით არც თუ ურიგო შესაძლებლობები აქვს MILLER კოდს, რომელსაც, მართალია, ბიომპულსურ კოდებთან შედარებით კორექტირების უფრო ნაკლები ალბათობა გააჩნია, მაგრამ მათგან განსხვავებით აქვს მცდარი კომბინაციების აღდგენის გაცილებით მცირე ალბათობა და, გარდა ამისა, კორექტირების ალბათობა არ არის დამოკიდებული საწყის სიგნალში სიმბოლოების გამოჩენის ალბათობებზე.

კორექტირების ალბათობის შედარებით მცირე სიდიდეები ახასიათებს CMI და EP-1 კოდებს, თუმცა ამ უკანასკნელს აგრეთვე მცდარი კომბინაციების აღდგენის მცირე ალბათობა გააჩნია.

ზემოთქმულიდან შეიძლება დავასკვნათ, რომ, თუ კომპლექურად განვიხილავთ ერთეული შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობებს, მაშინ ამ თვალსაზრისით 1B2B კოდებიდან საუკეთესოებს წარმოადგენს BI-L და DBI.

თავი 3. 2B4B და 3B4B კლასის კოდების შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების შესაძლებლობების კვლევა კოდებში დამატებითი სიჭარბის შეტანის გარეშე

3.1. შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება 2B4B კლასის კოდში

3.1.1. შეცდომების აღმოჩენა მცჯ-ს კონტროლის კრიტერიუმზე
დამყარებული მეთოდით

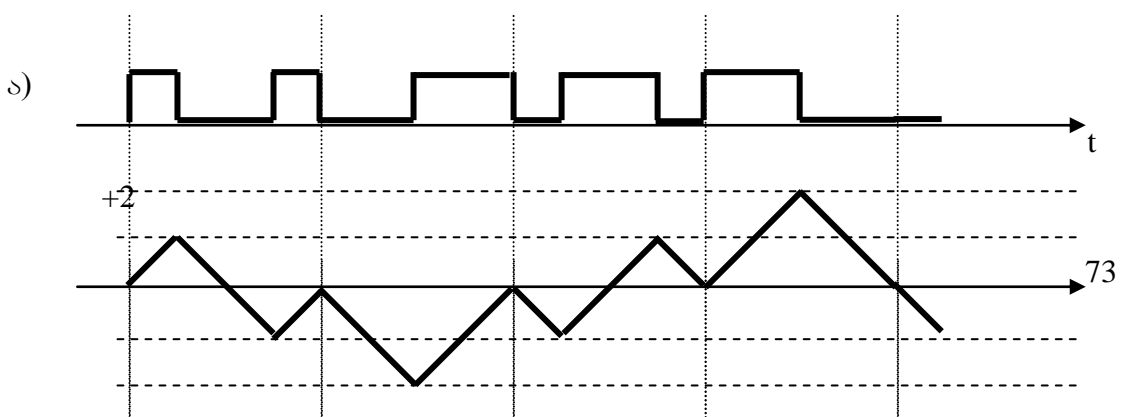
როგორც ნათქვამი იყო, მე-2 სახეობის ბიიმპულსური კოდი ფაქტობრივად 2B4B კლასის კოდს წარმოადგენს, ამიტომ შემდგომში მას ასეთი დასახელებით მოვისხენიებთ.

აღნიშნული კოდის ფორმირებისთვის გამოყენებული ოთხივე კომბინაცია (0011, 0110, 1100 და 1001) ნღპ-ს წარმოადგენს, რის გამოც ყოველი კომბინაციის შემდეგ მცჯ-ს მნიშვნელობა ნულს უტოლდება, ხოლო მისი ცვლილების საზღვრებია $+2 \div -2$.

მე-19 ა ნახაზზე ნაჩვენებია 2B4B კლასის კოდის ფრაგმენტი, რომელიც შედგება ოთხივე დასახელებული კომბინაციისგან, მე-19 ბ ნახაზზე – მისი შესაბამისი მცჯ-ს ცვლილების ტეხილი, მე-19 გ და დ ნახაზებზე შესაბამისად – შეცდომის შედეგად დაზიანებული იგივე ფრაგმენტი და მისი შესაბამისი მცჯ-ს ცვლილების ტეხილი.

როგორც მე-19 დ ნახაზიდან ჩანს, შეცდომის არსებობის პირობებში მცჯ გამოდის დასაშვები საზღვრებიდან, რითაც ეს შეცდომა აღმოჩენილ იქნება. მაგრამ მცჯ-ს კონტროლის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი ვერ ქმნის შეცდომის კორექტირების წინაპირობას. მართლაც, მე-19 გ ნახაზიდან ჩანს, რომ შეცდომის შედეგად დაზიანდა მოხდა მე-3 კომბინაცია, იმ დროს, როდესაც მცჯ გამოდის დასაშვები საზღვრებიდან მხოლოდ მე-4 კომბინაციის დასრულების შემდეგ. შესაბამისად, შეცდომის ლოკალიზება და, აქედან გამომდინარე, მისი კორექტირება ამ მეთოდის გამოყენებისას შეუძლებელია.

mBnB კოდებში შეცდომების აღმოჩენის ზემოთ აღნიშნული კიდევ ერთი, სახაზო კოდში სიმბოლოების ან სიმბოლოთა ბლოკების მონაც-



ბ) +1
 0 t
 -1
 -2

შეცდომა

გ) t
 +2

დ) +1
 0 t
 -1
 -2

მცჯ გამოდის დასაშვები საზღვრებიდან

ნახ. 19. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცჯ-ს ანალიზის მეთოდით 2B4B კოდში

ვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდი, 2B4B კოდისთვის არ გამოდგება, რადგან მისი ფორმირების ალგორითმში ხსენებული მონაცვლეობის პრინციპი ჩადებული არ არის.

3.1.2. შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდით

ადვილი საჩვენებელია, რომ ერთეულოვანი შეცდომების აღმოჩენის უნარიანობის თვალსაზრისით 2B4B კლასის კოდი BI-L კოდის ტოლფასია. მართლაც, მის ყველა დასაშვებ ოთხთანრიგ კომბინაციას შორის კოდური მანძილი $d \geq 2$, ამიტომ ნებისმიერი ერთეულოვანი შეცდომა იწვევს აკრძალული კომბინაციის გაჩენას და, აქედან გამომდინარე, შეცდომის აღმოჩენას დეკოდირების დროს 1-ის ტოლი ალბათობით.

განვიხილოთ კოდის შესაძლებლობები ერთეულოვანი შეცდომების კორექტირების თვალსაზრისით. მე-8 ცხრილში მოყვანილია კოდის კომბინაციებისაგან ერთეული შეცდომების შედეგად მიღებული ყველა

შესაძლო კომბინაცია, ხოლო მე-9 ცხრილში – აკრძალული კომბინაცი-
ები და მათი შესაბამისი დასაშვები კომბინაციები.

ცხრილი 8

2B4B კლასის კოდის დასაშვები კომბინაციები და მათგან ერთეული
შეცდომების ზემოქმედების შედეგად მიღებული კომბინაციები

N	დასაშვები კომბინაციები	ერთეული შეცდომების შედეგად მიღებული კომბინაციები
1	0011	1011 0111 0001 0010
2	0110	1110 0100 0111 0010
3	1100	0100 1000 1110 1101
4	1001	0001 1101 1011 1000

ცხრილი 9

2B4B კლასის კოდის აკრძალული და მათი შესაბამისი
დასაშვები კომბინაციები

N	აკრძალული კომბინაციები	შესაბამისი დასაშვები კომბინაციები
1	1011	0011 1001
2	0010	0011 0110
3	1101	1100 1001
4	0100	1100 0110
5	0111	0011 0110
6	0001	0011 1001
7	1110	1100 0110
8	1000	1100 1001

2B4B კოდის ფორმირებისას ორთანრიგა და ოთხთანრიგა
ბლოკების 3.1.2.2-ში ნაჩვენები შესაბამისობების გათვალისწინებით
ჩაწეროთ კოდის დასაშვები კომბინაციების გამოჩენის ალბათობები
საწყის სიგნალში ერთიანის გამოჩენის P_1 ალბათობის საშუალებით [40].
გვექნება:

$$P(1100) = P_1^2$$

$$P(0011) = (1-P_1)^2$$

$$P(0110) = P(1001) = P_1(1 - P_1)$$

ცხადია, რომ $P_1=0,5$ კერძო შემთხვევაში ყველა დასაშვები კომბინაციის გამოჩენის ალბათობა 0,25-ის ტოლია.

მე-9 ცხრილის მონაცემებისა და (1) გამოსახულების გათვალისწინებით აკრძალული კომბინაციების გამოჩენის ალბათობებისთვის ჩავწერთ:

$$P(1011)=P(0010)=P(0111)=P(0001)= 0,25[(1-P_1)^2 + P_1(1 - P_1)] = 0,25(1-P_1) \quad (24)$$

$$P(1101)=P(0100)=P(1110)=P(1000)=0,25[P_1^2 + P_1(1 - P_1)] = 0,25P_1 \quad (25)$$

გამოვთვალოთ თითოეული აკრძალული კომბინაციის კორექტირების ალბათობა (2) ფორმულით. კომბინაციათა ერთი ჯგუფისთვის (ჯგუფი I), რომელშიც შედის 1011, 0010, 0111 და 0001 კომბინაციები, ეს ალბათობა $P_{\text{კორ.}(I)}$ იქნება:

$$P_{\text{კორ.}(I)}=0,25P_1(1-P_1), \quad \text{თუ } P_1 \geq 0,5;$$

$$P_{\text{კორ.}(I)}=0,25(1-P_1)^2, \quad \text{თუ } P_1 \leq 0,5.$$

ანალოგიურად, კომბინაციათა მეორე ჯგუფისთვის (ჯგუფი II, კომბინაციები 1101, 0100, 1110 და 1000) კორექტირების $P_{\text{კორ.}(II)}$ ალბათობა ტოლია:

$$P_{\text{კორ.}(II)}=0,25P_1^2, \quad \text{თუ } P_1 \geq 0,5;$$

$$P_{\text{კორ.}(II)}=0,25P_1(1-P_1), \quad \text{თუ } P_1 \leq 0,5.$$

გამოვთვალოთ (3) ფორმულით ნებისმიერი აკრძალული კომბინაციის კორექტირების $P_{\text{კორ}}$ ალბათობა:

$$P_{\text{კორ}} = 4 \cdot 0,25[P_1(1-P_1)+P_1^2] = P_1, \quad \text{თუ } P_1 \geq 0,5;$$

$$P_{\text{კორ}} = 4 \cdot 0,25[(1-P_1)^2+P_1(1-P_1)] = 1-P_1, \quad \text{თუ } P_1 \leq 0,5;$$

როგორც ვხედავთ, ეს გამოსახულებები ემთხვევა ბიიმპულსური კოდებისთვის ზემოთ მიღებულ (4) და (5) ფორმულებს. შესაბამისად, $P_{\text{კ}}=f(P_1)$ და $P_{\text{მცდ.}}=f(P_1)$ დამოკიდებულებების გრაფიკები ემთხვევა მე-10 ნახაზზე მოყვანილ გრაფიკებს. აქვე უნდა აღინიშნოს, რომ არასწორი კორექტირების შემთხვევაში 2B4B კოდში შეცდომების გამრავლება არ ხდება, რადგან, როგორც ამ კოდის ფორმირების ალგორითმისა (იხ. პ.1.2.2) და მე-9 ცხრილში მოყვანილი მონაცემების ანალიზი გვიჩვენებს, ნებისმიერი აკრძალული კომბინაციის შესაბამისი დასაშვები კომბინაციების შესაბამისი ორთაწრიგა ბლოკები საწყის სიგნალში

ერთმანეთისგან განსხვავდება მხოლოდ ერთი თანრიგით. ამგვარად, 2B4B კოდს შეცდომების კორექტირების თვალსაზრისით ისეთივე შესაძლებლობები გააჩნია, როგორც BI-L და DBI კოდებს.

3.2. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება 3B4B კლასის კოდში

3.2.1. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა მცჯ-ს კონტროლისა და ღკ-ს მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდებით

როგორც აღნიშნული იყო, 3B4B კლასის კოდის აღფაბეტების ფორმირება მიზანშეწონილია განხორციელებულ იქნას 6 ნღკ-სა 4 ღკ-ს გამოყენებით, ამასთან ამ უკანასკნელებს უნდა გააჩნდეს ± 2 დისპარიტეტობა. განვსაზღვროთ მცჯ-ს ცვლილების საზღვრები ასეთ პირობებში.

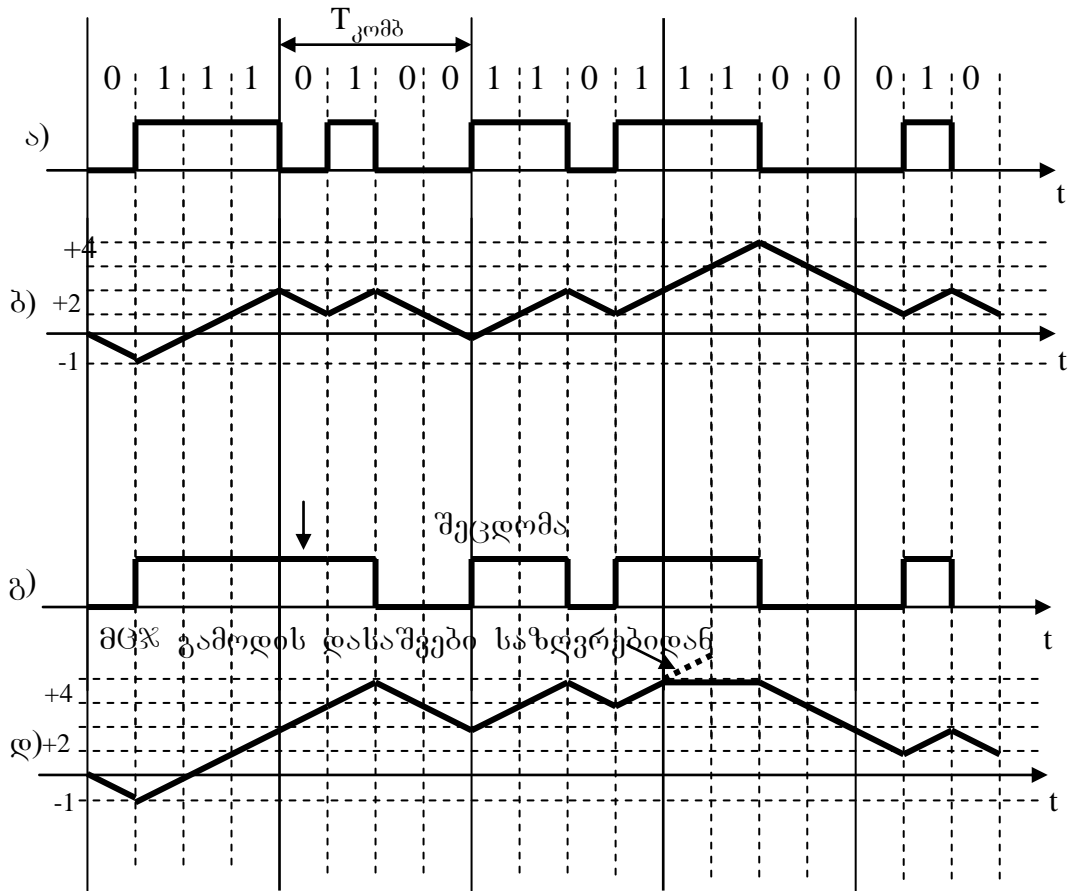
თუ განვიხილავთ ცალკე აღებულ ნღკ-ებს, მათგან საზღვრების შიგნით მცჯ-ს მაქსიმალური მნიშვნელობა გააჩნია 1100 და 0011 კომბინაციებს (შესაბამისად $+2$ და -2), საზღვრებზე კი მცჯ ყველა ნღკ-სთვის 0-ის ტოლია. იგივე პირობებში $+2$ დისპარიტეტობის მქონე ღკ-ებიდან მაქსიმალური მნიშვნელობა საზღვრების შიგნით $(+3)$ გააჩნია 1110 კომბინაციას, ხოლო -2 დისპარიტეტობის მქონე ღკ-ებიდან (შესაბამისად -3) – 0001 კომბინაციას. ზემოთქმულიდან ჩანს, რომ თუ ნებისმიერი კოდური კომბინაციის მოსვლის მომენტისთვის მცჯ 0-ის ტოლია, მაშინ ამ კომბინაციის შიგნით მცჯ-ს ცვლილება განისაზღვრება თვით კომბინაციის სტრუქტურით, ე.ი. ცვლილების მაქსიმალური საზღვრებია $-3 \div +3$.

განვიხილოთ ახლა შემთხვევა, როდესაც კოდური კომბინაციის მოსვლის მომენტისთვის მცჯ $+2$ -ის ტოლია. ეს კომბინაცია შეიძლება იყოს -2 ღკ ან ნღკ. ამ დროს მოსული კომბინაციის შიგნით შესაძლებელია მცჯ-ს ზრდა, ამასთან ეს ხდება მხოლოდ იმ შემთხვევებში, როცა იგი იწყება ერთიანებით (ასეთი კომბინაციებია

1001, 1010, 1100, 1000). ცხადია, რომ მცჯ მაქსიმუმს (+4-ს) აღწევს 1100 კომბინაციის გამოჩენის დროს.

ანალოგიურად შეიძლება ნაჩვენები იქნას, რომ, თუ კოდური კომბინაციის მოსვლის მომენტისთვის მცჯ -2-ის ტოლია, ამ კომბინაციის შიგნით მისი მაქსიმალური მნიშვნელობაა -4. ამგვარად, 3B4B კლასის კოდში მცჯ-ს ცვლილების საზღვრებია $-4 \div +4$.

მე-20 ა ნახაზზე ნაჩვენებია 3B4B კლასის კოდის ფრაგმენტი, მე-



ნახ. 20. ერთეული შეცდომის აღმოჩენა მცჯ-ს ანალიზის მეთოდით 3B4B კლასის კოდში

20 ბ ნახაზზე კი – ამ ფრაგმენტის მცჯ-ს ცვლილების ტეხილი. მე-20 გ და დ ნახაზებზე შესაბამისად მოყვანილია შეცდომით დაზიანებული იგივე ფრაგმენტი და მისი მცჯ-ს ცვლილება. როგორც ნახაზიდან ჩანს, შეცდომას ადგილი აქვს მეორე კომბინაციაში, მცჯ კი გამოდის დასაშვები საზღვრებიდან მხოლოდ მეოთხე კომბინაციის დროს, ე.ი. მცჯ-ს კონტროლის მეთოდით შესაძლებელია შეცდომის არსებობის ფაქტის

დაფიქსირება, დაზიანებული კომბინაციის აღმოჩენა და, შესაბამისად, მისი კორექტირება კი ვერ ხერხდება.

მცჯ-ს კონტროლის მეთოდთან ერთად დღეისთვის 3B4B კლასის კოდში შეცდომების აღმოსაჩენად ფართოდ გამოიყენება მეთოდი, რომელიც დამყარებულია სახაზო სიგნალში +2 და -2 დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციების მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენაზე. ამ მეთოდით აგრეთვე წარმოებს ყველა ერთეული შეცდომის აღმოჩენა, მაგრამ იგი ვერ უზრუნველყოფს მათ კორექტირებას, რადგან, ჯერ ერთი, შეუძლებელია იმის დადგენა, შეცდომის შედეგად ნღკ გარდაიქმნა ღკ-დ, თუ პირიქით და, გარდა ამისა, – მიმდევრობით გამოჩენილი ერთნაირი დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციებიდან რომელია ჭეშმარიტი.

ამგვარად, მცჯ-ს კონტროლისა და ღკ-ს მონაცვლეობის კანონ-ზომიერების დარღვევის აღმოჩენის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდებით შესაძლებელია 3B4B კლასის კოდში შეცდომების აღმოჩენა 1-ის ტოლი ალბათობით, მაგრამ ისინი ვერ უზრუნველყოფს მათ ლოკალიზებას და, აქედან გამომდინარე, ვერ ქმნის კორექტირების წინაპირობებს.

3.2.2. ერთეული შეცდომების აღმოჩენა და კორექტირება

აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდით

განვიხილოთ 3B4B კოდში ერთეული შეცდომების აღმოჩენის საკითხები.

მე-10 და მე-11 ცხრილებში შესაბამისად მოყვანილია ნღკ-ებისა და ღკ-ების ერთეული შეცდომებით დაზიანების შედეგად მიღებული შესაძ-

ცხრილი 10

3B4B კლასის კოდის ნღკ-ების შესაძლო გარდაქმნები
ერთეული შეცდომების ზემოქმედების შედეგად

№	ნღკ	შესაძლო გარდაქმნა
---	-----	-------------------

1	0011	1011, 0111, 0001, 0010
2	0101	1101, 0001, 0111, 0100
3	0110	1110, 0010, 0100, 0111
4	1010	0010, 1110, 1000, 1011
5	1100	0100, 1000, 1110, 1101
6	1001	0001, 1101, 1011, 1000

ცხრილი 11

3B4B კლასის კოდის ± 2 ღპ-ების შესაძლო გარდაქმნები
ერთეული შეცდომების ზემოქმედების შედეგად

+2 ღპ	შესაძლო გარდაქმნა	-2 ღპ	შესაძლო გარდაქმნა
0001	1001 0101 0011 0000	0111	1111 0011 0101 0110
0010	1010 0110 0000 0011	1011	0011 1111 1001 1010
0100	1100 0000 0110 0101	1101	0101 1001 1111 1100
1000	0000 1100 1010 1001	1110	0110 1010 1100 1111

ლო კომბინაციები. როგორც ამ ცხრილებიდან ჩანს, ერთეული შეცდომების ზემოქმედების შედეგად ნღპ გარდაიქმნება +2 ან -2 ღპ-დ, ხოლო ღპ - ნღპ-დ ან +4 ან -4 დისპარიტეტობის ღპ-დ. რადგან გარდაქმნის შედეგად მიღებული კომბინაციების გარკვეული რაოდენობა დასაშვებია, ამიტომ შესაძლებელია შეცდომების მხოლოდ ნაწილის აღმოჩენა.

მე-12 ცხრილში მაგალითის სახით მოყვანილია მე-2 ცხრილში ნაჩვენები 1-ლი ალფაბეტის შესაძლო აკრძალული და მათი წარმომქმნელი დასაშვები კომბინაციები. ცხრილიდან ჩანს, რომ ყველა

ცხრილი 12

3B4B კლასის კოდის 1-ლი ალფაბეტის აკრძალული და მათი წარმოქმნილი დასაშვები კომბინაციები

№	აკრძალული კომბინაციები	შესაბამისი დასაშვები კომბინაციები
1	0100	0101 0110 1100
2	1000	1010 1100 1001
3	1110	1100 1010 0110
4	1101	0101 1100 1001
5	1111	0111 1011
6	0000	0001 0010

შემთხვევაში აკრძალული კომბინაცია შეიძლება წარმოიქმნას ან 3 ნღკ-ს, ან 2 ღკ-ს დაზიანების შედეგად. როგორც ანალიზი აჩვენებს, ანალოგიურ სურათს აქვს ადგილი დანარჩენი ალფაბეტებისთვისაც, ამიტომ შეცდომების აღმოჩენის ალბათობა, რომელიც აკრძალული კომბინაციების გამოჩენის ჯამური ალბათობის ტოლია, ყველა ალფაბეტისთვის ერთნაირი იქნება. განვსაზღვროთ ის საწყის სიგნალში ერთიანისა და ნულის გამოჩენის თანაბარი ალბათობების დროს.

ნღკ-ებისგან i -ური აკრძალული კომბინაციის წარმოქმნის ალბათობისთვის (1)-დან მივიღებთ ($q=4, k=3$):

$$P_i(\text{ნღკ})=3 \times 0,125 \times 0,25=0,094$$

მაშინ ნღკ-ებისგან წარმოქმნილი ნებისმიერი აკრძალული კომბინაციის გამოჩენის ალბათობა ტოლია:

$$P_{\text{აკრძ}}(\text{ნღკ})=4 \times 0,094=0,375$$

ღკ-ებისგან წარმოქმნილი i -ური აკრძალული კომბინაციისა და ნებისმიერი აკრძალული კომბინაციის გამოჩენის ალბათობებისთვის შესაბამისად გვექნება:

$$P_i(\text{ღკ})=2 \times 0,0625 \times 0,25=0,031;$$

$$P_{\text{აკრძ}}(\text{ღკ})=2 \times 0,031=0,062.$$

აკრძალული კომბინაციების გამოჩენის ჯამური ალბათობა, ანუ შეცდომის აღმოჩენის ალბათობა ტოლი იქნება:

$$P_{\text{აკრძ.ჯ.}} = P_{\text{აღმ.}} = 0,375 + 0,062 = 0,44.$$

განვსაზღვროთ შეცდომის კორექტირების ალბათობა.

საწყის სიგნალში ერთიანისა და ნულის გამოჩენის თანაბარი ალბათობების დროს (2)-დან გვექნება:

$$P_{i_{\text{კ.}}(\text{ნღკ})} \approx 0,094 \times 0,33 = 0,031;$$

$$P_{i_{\text{კ.}}(\text{ღკ})} \approx 0,031 \times 0,5 = 0,016.$$

შესაბამისად, ნღკ-ებისა და ღკ-ების სწორი აღდგენის ჯამური ალბათობებისთვის (1.3)-დან გვაქვს:

$$P_{\text{კ.}}(\text{ნღკ}) = 4 \times 0,031 = 0,125;$$

$$P_{\text{კ.}}(\text{ღკ}) = 2 \times 0,016 = 0,032.$$

მაშინ ნებისმიერი შეცდომის გასწორების ალბათობა ტოლი იქნება:

$$P_{\text{კ.}} = P_{\text{კ.}}(\text{ნღკ}) + P_{\text{კ.}}(\text{ღკ}) \approx 0,16 \quad (26)$$

მიღებული შედეგების გათვალისწინებით 3B4B კლასის კოდში ერთეული შეცდომების კორექტირებისთვის აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდის გამოყენება იმ სახით, როგორც ეს ზემოთ იყო ნაჩვენები, მიზანშეწონილი არ არის. ნაშრომის მომდევნო თავში შემოთავაზებულია მეთოდის მოდერნიზების შესაძლებლობები, რაც გაცილებით ზრდის აღნიშნულ კოდში შეცდომების კორექტირების ალბათობას.

თავი 4. mBnB კლასის ზოგიერთი კოდის შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის შესაძლებლობათა კვლევა

4.1. შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდა 1B2B

კლასის კოდებში [43]

განვიხილოთ ბიომპულსურ კოდებში ერთეული შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის შესაძლებლობები 3.1.4-ში შემოთავაზებული მეთოდით მანჩესტერის (BI-L) კოდის მაგალითზე, რომლისთვისაც დასაშვებ კომბინაციებს წარმოადგენს 10 და 01 (ნახ.3 ბ).

BI-L კოდთან მიმართებაში მეთოდის არსი შემდეგში მდგომარეობს.

გადამცემ მხარეზე წარმოებს კოდის დასაშვები კომბინაციების რაოდენობათა ლუწობის ან კენტობის დადგენა და ამ ინფორმაციის სასარგებლო სიგნალთან ერთად პერიოდულად გადაცემა. ინფორმაცია განთავსდება სპეციალურად გამოყოფილ ორ დამხმარე სატაქტო ინტერვალზე, რომლებიც განლაგებულია სასარგებლო სიგნალის ფიქსირებული სიგრძის ფრაგმენტების შემდეგ. ფრაგმენტების სიგრძე შეირჩევა 3.1.4-ში მოყვანილი მოსაზრებებიდან გამომდინარე.

აღნიშნული 2 დროითი ინტერვალი განსაზღვრავს გადაცემული ინფორმაციის სიჭარბის ნაზრდს, რომელიც იმდენად მცირეა, რომ იგი ტრადიციული მაკორექტირებელი კოდების სიჭარბესთან შედარებით შეიძლება მხედველობაში არ მივიღოთ (მაგალითად, 500000 სიმბოლოსგან შემდგარი ინტერვალისთვის 4 დამატებითი სიმბოლოს შეტანით მიღებული სიჭარბე იქნება $500004/500000=1,000008$, ე.ი. 0,000008%, რაც ძალზე მცირე სიდიდეა. შედარებისთვის, ტრადიციულ მაკორექტირებელ კოდებში დამატებითი შემმოწმებელი თანრიგების შეტანა იწვევს უკეთეს შემთხვევაში სიჭარბის ზრდას რამდენიმე პროცენტით).

იმისათვის, რომ მიმღებმა გაარჩიოს ერთმანეთისგან სასარგებლო და დამხმარე ინფორმაციები, ამ უკანასკნელის გადაცემა წარმოებს BI-L კოდისთვის აკრძალული 11 და 00 კომბინაციებით. პირველ დამხმარე სატაქტო ინტერვალზე გადაეცემა ინფორმაცია წინამდებარე ფრაგმენტში 10 კომბინაციის, მეორეზე კი – 01 კომბინაციის რაოდენობათა ლუწობის ან კენტობის შესახებ. ამასთან, თუ ამ კომბინაციების რიცხვი კენტია, გადაეცემა კომბინაცია 11, ხოლო თუ ლუწია – 00.

როგორც 3.1.1-ში იყო აღნიშნული, სახაზო კოდებისადმი წაყენებულ მოთხოვნათა შორის ერთ-ერთ მნიშვნელოვანს წარმოადგენს ენერგეტიკული სპექტრის ნულოვან სიხშირეზე სპექტრული სიმკვრივის არარსებობა. სწორედ ამ მოთხოვნის დასაკმაყოფილებლად არის შერჩეული BI-L კოდში ისეთი დასაშვები კომბინაციები, რომლებიც უზრუნველყოფს ნულოვან მუდმივ მდგენელს. აღნიშნული მეთოდის გამოყენებისას, თუ არ იქნა მიღებული სპეციალური ზომები, სახაზო სიგნალში მუდმივი მდგენელი შეიძლება გაჩნდეს, რადგანაც, თუ ფრაგმენტში ორივე სიმბოლოს რაოდენობები კენტი ან ლუწია, მაშინ დამხმარე ინტერვალებზე ფორმირდება 1111 ან 0000 კომბინაციები. ამის თავიდან ასაცილებლად ფრაგმენტი უნდა შეიცავდეს კენტი რაოდენობის სიმბოლოებს, რაც ყოველთვის უზრუნველყოფს დამხმარე ინტერვალებზე ერთმანეთის საწინააღმდეგო კომბინაციების არსებობას.

გარდა ზემოთ აღნიშნულისა, საინფორმაციო და დამხმარე კომბინაციების ერთმანეთისგან განსხვავება საშუალებას იძლევა დაფიქსირდეს მიმღებში ყოველი ფრაგმენტის დასაწყისი და ბოლო, ე.ი. დამხმარე ინტერვალებზე განლაგებული სიმბოლოები დამატებით სინქრონიზების სიგნალებსაც წარმოადგენს.

10 და 01 კომბინაციების რაოდენობების კენტობის ან ლუწობის დადგენა წარმოებს ფრაგმენტების სატაქტო ინტერვალების პირველ და მეორე ნახევრებზე განლაგებული სიმბოლოების ცალკ-ცალკე შეკრებით “ორის მოდულით”, რომლის შედეგები, როგორც ცნობილია, ასე გამოისახება:

$$0 \oplus 0 = 0; \quad 0 \oplus 1 = 1; \quad 1 \oplus 0 = 1; \quad 1 \oplus 1 = 0.$$

ამგვარად, იმ კომბინაციის შესაბამის დამხმარე სატაქტო ინტერვალზე, რომლისთვისაც ჯამი 1-ის ტოლია, ფორმირდება კომბინაცია 11, მეორეზე კი – 00.

ანალოგიური ოპერაცია ტარდება მიმღებშიც, რის შემდეგ წარმოებს გადამცემიდან მოსული და მიმღებში ფორმირებული ინფორმაციების შედარება. თუ რომელიმე სატაქტო ინტერვალზე კომბინაციათა დამთხვევა არ ხდება, ეს მიუთითებს იმაზე, რომ ამ ინტერვალის შესაბამისი კომბინაცია შეცდომით არის მიღებული და,

რადგან BI-L კოდი უზრუნველყოფს შეცდომის ლოკალიზებას, წარმოებს მისი კორექტირება.

21-ე ნახაზზე მოყვანილია გადაცემის სისტემის სტრუქტურული სქემა შემოთავაზებული მეთოდის განხორციელებისთვის საჭირო მოწყობილობების გათვალისწინებით, 22-ე ნახაზზე კი – მისი მუშაობის ამსახველი დროითი დიაგრამები.

საწყისი იკმ სიგნალი (ნახ.22 ა), რომელიც ფორმირდება 1 ბლოკში, მიეწოდება BI-L კოდის 2 მაფორმირებელს, მისი გამოსასვლელი სიგნალი (ნახ.22 ბ) კი – დამხმარე კომბინაციების 3 მაფორმირებელს. მასში წარმოებს k სიმბოლოს შემცველ ფრაგმენტში 10 და 01 კომბინაციების რაოდენობათა ლუწობის ან კენტობის დადგენა და შესაბამისი დამხმარე კომბინაციების (ნახ.22 გ) ფორმირება. 2 და 3 ბლოკების გამოსასვლელი სიგნალები მიეწოდება 4 მოწყობილობას, რომელიც აერთიანებს საინფორმაციო და დამხმარე კომბინაციებს და მიღებულ სახაზო სიგნალს (ნახ.22 დ) აგზავნის კავშირის 5 ხაზში.

მიმღების რეგენერირების ბლოკში (ბლოკი 6) ხდება ხაზში დამახინჯებული სიგნალის (ნახ.22 ე), ამპლიტუდის, ფორმის და სიმბოლოთა შორის დროითი ინტერვალების აღდგენა. ნახ.22 ვ-ზე მაგალითის სახით ნაჩვენებია რეგენერირებული სიგნალი, რომელშიც აღგილი აქვს ერთეულ შეცდომას. ეს სიგნალი მიეწოდება საინფორმაციო და დამხმარე კომბინაციების განცალკევების 7 მოწყობილობას, რომლის პირველი გამოსასვლელიდან დამხმარე კომბინაციები (ნახ.22 ზ) მიეწოდება შედარების 8 ბლოკის პირველ შესასვლელს, მეორე გამოსასვლელიდან კი საინფორმაციო სიგნალი (ნახ.22 თ) - დამხმარე კომბინაციების მაფორმირებელ 3 ბლოკსა და ბუფერული 9 მოწყობილობის პირველ შესასვლელს, რომელშიც ხდება სიგნალის დამახსოვრება $k+4$ სიმბოლოს შესაბამისი დროის ინტერვა-

ლის განმავლობაში. 3 მოწყობილობაში ფორმირდება დამხმარე კომბინაციები (ნახ.22 ი) გადამცემის ანალოგიურად, ოღონდ უკვე მიღებული სიგნალიდან, რომლებიც მიეწოდება 8 ბლოკის მეორე შესასვლელს. ამ ბლოკში მიმღებში ფორმირებული დამხმარე კომბინაციების გადამცემიდან მოსულ შესაბამის კომბინაციებთან შედარების შედეგად ფიქსირდება განსხვავება დამხმარე კომბინაციებს

შორის, რის შემდეგ ფორმირდება მაკორექტირებელი სიგნალი (ნახ.22 კ), რომელიც მიეწოდება ბუფერული 9 მოწყობილობის მეორე შესასვლელს.

ბუფერულ მოწყობილობაში დამახსოვრებულ სიგნალში (ნახ.22 ლ) წარმოებს დაზიანებული სატაქტო ინტერვალის ადგილ-მდებარეობის დადგენა აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდით (შეცდომის ლოკალიზება), ხოლო შემდეგ - მაკორექტირებელი სიგნალის ჩასმა დაზიანებულ სატაქტო ინტერვალზე აკრძალული კომბინაციის მაგიერ (ნახ.22 მ). ამგვარად, ხდება ერთეულოვანი შეცდომის კორექტირება, რის შემდეგ BI-L სიგნალი გარდაიქმნება იკმ სიგნალად 10 გარდამქმნელში.

როგორც ვხედავთ, აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდისა და ნაშრომში შემოთავაზებული მეთოდის ერთობლივი გამოყენება საშუალებას იძლევა მიღწეულ იქნას BI-L კოდში შეცდომის კორექტირების პრაქტიკულად 1-ის ტოლი ალბათობა. ადვილი საჩვენებელია, რომ ანალოგიური შედეგები მიიღება დანარჩენი ბიიმპულსური კოდებისთვისაც, რომლებშიც აგრეთვე არსებობს შეცდომების ლოკალიზებული აღმოჩენის შესაძლებლობა.

1B2B კლასის დანარჩენი კოდებისთვის განხილული მეთოდი არ გამოდგება. მართლაც, CMI კოდში შეცდომების კორექტირების ალბათობა ისედაც მათი აღმოჩენის ალბათობის ტოლია, დანარჩენ კოდებში კი ეს ალბათობები იმდენად მცირედ განსხვავდება ერთმანეთისგან, რომ კორექტირების პროცესის გართულებას, რაც მეთოდის გამოყენებას თან სდევს, აზრი არ აქვს.

აქვე უნდა აღინიშნოს, რომ ნაშრომში შემოთავაზებული მეთოდით შესაძლებელია BI-L სიგნალში წყვილური შეცდომების აღმოჩენა, რაც სხვა არსებული მეთოდებით ვერ ხერხდება. მართლაც, რადგან წყვილური შეცდომა იწვევს კოდის ერთი კომბინაციის მეორეთი შეცვლას, ამიტომ გადამცემიდან მოსული და მიმღებში ფორმირებული დამხმარე კომბინაციების ორივე სიმბოლო ერთმანეთისგან განსხვავებული იქნება. ცხადია, რომ ამ შემთხვევაში შეცდომის ლოკალიზება შეუძლებელია და, შესაბამისად, კორექტირება არ ხდება.

4.2. შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდა
2B4B კლასის კოდში [44]

ზემოთ ნაჩვენები იყო, 2B4B კლასის კოდს წარმოადგენს, რომელიც შეიცავს ოთხ დასაშვებ კომბინაციას – 0011, 0110, 1100 და 1001. როგორც ვხედავთ, ეს კომბინაციები წარმოადგენს ნღპ-ებს, ამასთან ნებისმიერ ორ მათგანს შორის კოდური მანძილი $d \geq 2$. ერთეული შეცდომა ყოველთვის იწვევს ღპ-ს წარმოქმნას და, მაშასადამე, იგი აღმოჩენილ იქნება დაზიანებული კომბინაციის ზუსტი მითითებით 1-ის ტოლი ალბათობით. რაც შეეხება კორექტირებას, მისი ალბათობა, როგორც ვაჩვენეთ, 0,5-ის ტოლია.

განვიხილოთ კოდს ნაშრომში შემოთავაზებული მეთოდის 2B4B კლასის კოდისთვის გამოყენების შესაძლებლობა, ამასთან ანალიზი ჩავატაროთ დასაშვებ კომბინაციაში არა მარტო ერთი, არამედ ორი, სამი და ოთხი თანრიგის დაზიანების ყველა შესაძლო შემთხვევისათვის.

როგორც აღნიშნული იყო, 2B4B კლასის კოდს გააჩნია დასაშვები კომბინაციების 4 ნაირსახეობა. აქედან გამომდინარე, k რაოდენობის საინფორმაციო ბლოკის შემცველი ყოველი ფრაგმენტის შემდეგ საჭიროა ოთხი დამატებითი დამხმარე ინტერვალის გამოყოფა, რომელთაგან თითოეულში გადაეცემა ინფორმაცია კონკრეტული დასაშვები კომბინაციის რაოდენობის ლუწობის ან კენტობის შესახებ (ცხადია, რომ წინასწარ ცნობილია, თუ რიგით რომელ ინტერვალშია განთავსებული ინფორმაცია ამა თუ იმ კომბინაციის თაობაზე).

4 დროითი ინტერვალის, ანუ 16 სიმბოლოს დამატება იწვევს გადაცემული ინფორმაციის სიჭარბის ნაზრდს, რომელიც 500000 სიმბოლოსგან შემდგარი ინტერვალისთვის ტოლი იქნება $500016/500000=1,000032$, ე.ი. $0,000032\%$. ამგვარად, სიჭარბის ნაზრდი 2B4B კლასის კოდისთვისაც ძალზე მცირეა.

ისევე, როგორც ბიიმპულსური კოდების შემთხვევაში, დამხმარე კოდური კომბინაციების შერჩევა წარმოებს იმის გათვალისწინებით, რომ სახაზო კოდის ენერგეტიკულ სპექტრში მუდმივი მდგენელი არ

არსებობდეს და შესაძლებელი იყოს კოდის ფრაგმენტების სინქრონიზება. ამ მოთხოვნების დაკმაყოფილება შესაძლებელია, თუ ასეთი კომბინაციების სახით გამოყენებულ იქნება ნღპ-ები, რომლებიც 2B4B კლასის კოდისთვის აკრძალულს წარმოადგენს. როგორც ანალიზი აჩვენებს, 16 შესაძლო ოთხთანრიგა კომბინაციიდან 6 არის ნღპ, რომელთაც ზემოთ ხსენებული დასაშვები კომბინაციების გარდა მიეკუთვნება 1010 და 0101. ამ კომბინაციებიდან ერთი გადაეცემა ბლოკების კენტი რაოდენობის, მეორე კი – ლუწი რაოდენობის დროს. რადგანაც დამხმარე ინფორმაცია ნღპ-ებით გადაეცემა, ამიტომ ფრაგმენტის სიმბოლოთა k რიცხვის კენტობის აუცილებლობა ამ შემთხვევაში არ არსებობს.

განვიხილოთ მაგალითი.

ვთქვათ, ინფორმაცია 0011, 1100, 0110 და 1001 კომბინაციების რაოდენობათა კენტობის ან ლუწობის შესახებ ჩაიწერება შესაბამისად 1-ლ, მე-2, მე-3 და მე-4 დამხმარე ინტერვალებზე. მაშინ, თუ ინფორმაცია კენტობის შესახებ გამოისახება 1010 კომბინაციით, ხოლო ლუწობის შესახებ – 0101-ით, დამხმარე ინტერვალებზე განლაგებული 1010.0101.1010.1010 მიმდევრობა გვიჩვენებს, რომ წინამდებარე k კომბინაციისგან შემდგარ საინფორმაციო მონაკვეთზე 0011, 0110 და 1001 კომბინაციების რაოდენობები კენტია, ხოლო 1100 კომბინაციის – ლუწი.

მიმდებ მხარეს წარმოებს დასაშვები კომბინაციების რაოდენობათა კენტობისა და ლუწობის დადგენა იმავე k რაოდენობის ბლოკის შემცველ ფრაგმენტზე გადამცემის სინქრონულად, ე.ი. მოწმდება იგივე სიმბოლოები. ასევე სინქრონულად ოთხ დამატებით დროით ინტერვალზე იგივე წესით ფორმირდება 1010 ან 0101 ბლოკები, რომლებიც იძლევა ინფორმაციას მიღებული დასაშვები კომბინაციების რაოდენობათა კენტობის ან ლუწობის შესახებ. პარალელურად შემოსული ინფორმაცია იწერება მესხიერების რეგისტრში, რის შემდეგ ხდება გადამცემში და მიმდებში ფორმირებულ დამატებით ერთსახელა სატაქტო ინტერვალებზე განლაგებული კომბინაციების ურთიერთ შედარება.

ხაზში შეცდომის (შეცდომების) არსებობისას მიმდებში ფიქსირდება აკრძალული კომბინაცია, რომელიც შემდგომ, როგორც

აღნიშნული იყო, ჩანაცვლდება დაზიანებული დასაშვები კომბინაციით, ანუ ხდება კორექტირება. განვიხილოთ აკრძალული კომბინაციის წარმოქმნის შესაძლო შემთხვევები.

1) ერთეული შეცდომის ზემოქმედება.

ერთეული შეცდომის არსებობის შემთხვევაში აკრძალული კომბინაციის წარმოქმნება ყოველთვის, ე.ი. ხდება შეცდომის კორექტირება 1-ის ტოლი ალბათობით.

2) წყვილური შეცდომის ზემოქმედება.

წყვილური შეცდომის დროს არასწორად მიიღება კოდური კომბინაციის ორი მეზობელი თანრიგი. ცხადია, რომ ამ დროს შესაძლებელია დაზიანდეს კომბინაციის თანრიგთა შემდეგი წყვილებიდან ერთ-ერთი: I-II, II-III, III-IV. აქედან გამომდინარე, სხვადასხვა დასაშვებ კომბინაციებზე წყვილური შეცდომებიც ზემოქმედებისას შესაძლებელია შემდეგი კომბინაციების გაჩენა:

- 1100 კომბინაციის დაზიანებისას - 0000, 1010 და 1111;
- 0011 კომბინაციის დაზიანებისას - 1111, 0101 და 0000;
- 1001 კომბინაციის დაზიანებისას - 0101, 1111 და 1010;
- 0110 კომბინაციის დაზიანებისას - 1010, 0000 და 0101.

როგორც ვხედავთ, ყველა მიღებული კომბინაცია აკრძალულია, ამიტომ ამ შემთხვევაშიც შეცდომის კორექტირება ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით.

3) სამი სიმბოლოსგან შემდგარი დასტის ზემოქმედება.

აქ იგულისხმება, რომ ზიანდება ერთმანეთის მიმდევრობით განლაგებული სამი თანრიგი. შესაძლო შემთხვევებია I-II-III და II-III-IV თანრიგების დაზიანება. შეცდომების ზემოქმედებისას შესაძლებელია შემდეგი კომბინაციების გაჩენა:

- 1100 კომბინაციის დაზიანებისას - 0010 და 1011;
- 0011 კომბინაციის დაზიანებისას - 1101 და 0100;
- 1001 კომბინაციის დაზიანებისას - 0111 და 1110;
- 0110 კომბინაციის დაზიანებისას - 1000 და 0001.

ყველა მიღებული კომბინაცია აკრძალულია, ამიტომ ხდება შეცდომის კორექტირება 1-ის ტოლი ალბათობით.

4) კოდური კომბინაციის ოთხივე სიმბოლოს დაზიანების შემთხვევა.

ამ დროს ხდება კომბინაციების შემდგენიანი გარდაქმნა:

ა) 1100 → 0011; ბ) 0011 → 1100; გ) 1001 → 0110; დ) 0110 → 1001.

ყველა მიღებული კომბინაცია დასაშვებია, ამიტომ შეცდომის კორექტირება შეუძლებელია. ხდება მხოლოდ შეცდომების აღმოჩენა 1-ის ტოლი ალბათობით.

მე-13 ცხრილში მოყვანილია ზემოთ ჩატარებული ანალიზის შედე-

ცხრილი 13

შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების ალბათობების მნიშვნელობები 2B4B კლასის კოდისთვის არსებული და შემოთავაზებული მეთოდების გამოყენების შემთხვევებში

შეცდომის სახე	არსებული მეთოდები		შემოთავაზებული მეთოდი	
	აღმოჩენის ალბათობა	კორექტირების ალბათობა	აღმოჩენის ალბათობა	კორექტირების ალბათობა
ერთეული	1	0	1	1
წყვილური	1	0	1	1
3 სიმბოლოსგან შედგენილი დასტა	1	0	1	1
4 სიმბოლოსგან შედგენილი დასტა	0	0	1	0

გები და მათი შედარება სხვა არსებული მეთოდების გამოყენებისას მიღებულ შედეგებთან. როგორც აღნიშნული იყო, ეს უკანასკნელები ვერ უზრუნველყოფს შეცდომების კორექტირებას, შეცდომების აღმოჩენა კი ხდება მხოლოდ აკრძალული კომბინაციების გამოჩენის

შემთხვევაში. ცხრილიდან აშკარად ჩანს შემოთავაზებული მეთოდის უპირატესობა.

4.3. შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდა 3B4B კლასის კოდში [45,46]

ნაშრომში შემოთავაზებული მეთოდის 3B4B კლასის კოდებისთვის გამოყენებისას შესაძლებელია შეცდომების როგორც კორექტირების, ისე აღმოჩენის ალბათობების გაზრდა.

როგორც ზემოთ იყო ნაჩვენები, აღნიშნული კოდის 36-ივე ალფაბეტი, რომლებიც მოყვანილია მე-2 ცხრილში, როგორც შეცდომების აღმოჩენის, ისე კორექტირების თვალსაზრისით ტოლფასია: აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდის გამოყენებისას ყოველ მათგანში ხდება ერთეული შეცდომის ლოკალიზებული აღმოჩენა ერთი კომბინაციის ფარგლებში 0,44-ის, კორექტირება კი – 0,16-ის ტოლი ალბათობით და, გარდა ამისა, 1-ის ტოლი ალბათობით წარმოებს შეცდომის არსებობის ფაქტის ზოგადად დაფიქსირება მცჯ-ს კონტროლისა და ღკ-ს მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის აღმოჩენის კრიტერიუმებზე დამყარებული მეთოდებით.

აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდისა და ნაშრომში შემოთავაზებული მეთოდის ერთობლივი გამოყენება საშუალებას იძლევა მნიშვნელოვნად იქნას გაზრდილი ერთეული შეცდომის კორექტირების ალბათობა. ამასთან ერთად შემოთავაზებული მეთოდი უზრუნველყოფს შეცდომის არსებობის ფაქტის დადგენას 1-ის ტოლი ალბათობით მცჯ-ს ანალიზის ან დისპარიტეტული კომბინაციების მონაცვლეობის კანონზომიერების დარღვევის დაფიქსირების გარეშე.

2B4B კოდის ანალოგიურად 3B4B კოდისთვისაც წარმოებს k კომბინაციისგან შედგენილ ინტერვალებზე კომბინაციების რაოდენობის ლუწობის ან კენტობის დადგენა და ამ ინფორმაციის ჩაწერა, ოღონდ უკვე ათ დამხმარე 4-თანრიგა ინტერვალზე.

დამხმარე კოდური კომბინაციების შერჩევის დროს 3B4B კლასის კოდისთვისაც გასათვალისწინებელია ენერგეტიკულ სპექტრში მუდმივი

მდგენელის არარსებობისა და კოდის ფრაგმენტების სინქრონიზების შესაძლებლობები. ბიომპულსურ კოდებში, რომლებშიც დამხმარე ინფორმაცია გადაეცემა ორ დამატებით ინტერვალზე, მათზე ორი აკრძალული, ერთმანეთის საწინააღმდეგო დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციის განლაგება უზრუნველყოფს ორივე ზემოთ ხსენებული მოთხოვნის დაკმაყოფილებას. ანალოგიურად შეიძლება განხორციელდეს ფრაგმენტების სინქრონიზება 3B4B კლასის კოდში, თუ დამხმარე კომბინაციების სახით გამოვიყენებთ +2 და -2 დასპარიტეტობის მქონე აკრძალულ კომბინაციათა წყვილს. მაგრამ, ბიომპულსური კოდებისგან განსხვავებით, ამ კომბინაციების გამოყენება დასაშვებ კომბინაციათა კენტობის და ლუწობის შესახებ ინფორმაციის გადასაცემად გამოიწვევს სახაზო კოდის ენერგეტიკულ სპექტრში მუდმივი მდგენელის წარმოქმნას, რადგან 10 დამხმარე სატაქტო ინტერვალზე შესაძლებელია კომბინაციათა განლაგების ნებისმიერი ვარიანტი და, შესაბამისად, მოსალოდნელია ერთ-ერთი მათგანის რიცხობრივი სიჭარბე (რიგ შემთხვევებში – მნიშვნელოვანი) მეორესთან შედარებით. ასეთ პირობებში ყველაზე მისაღებს წარმოადგენს ვარიანტი, როდესაც სინქრონიზებისთვის გამოიყენება საწინააღმდეგო დისპარიტეტობის მქონე ღპ-ების წყვილი, ხოლო დასაშვებ კომბინაციათა კენტობის და ლუწობის შესახებ ინფორმაციის გადასაცემად – ორი დასაშვები კომბინაცია, რომელთა ნებისმიერი განლაგება მომდევნო 10 სატაქტო ინტერვალზე არ გამოიწვევს მუდმივი მდგენელის გაჩენას.

ამგვარად, 3B4B კლასის კოდისთვის გადაცემული ინფორმაციის სიჭარბის ნაზრდს განაპირობებს 12 დროითი ინტერვალი, ანუ 48 სიმბოლოს დამატება. 500000 სიმბოლოს შემცველი ინტერვალისთვის ეს სიჭარბე ტოლია $500048/500000=1,0001$, ე.ი. 0,0001%. როგორც ვხედავთ, ამ შემთხვევაშიც სიჭარბის ნაზრდი ძალზე მცირეა.

მიმდებში წარმოებს დამხმარე ინტერვალზე განლაგებული გადაცემული და მიმდებში ფორმირებული კომბინაციების შედარება და პარალელურად – კომბინაციების ანალიზი შეცდომების ლოკალიზებული აღმოჩენის მიზნით აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდის გამოყენებით, რაც საბოლოო ჯამში უზრუნველყოფს შეცდომის კორექტირებას მისი აღმოჩენის ალბათობით:

$$P_{\text{კორ.აკრძ.}} \approx 0,44 \quad (27)$$

იმ შემთხვევაში, როდესაც შეცდომის ზეგავლენით ნღპ გარდაიქმნება დასაშვებ ღპ-დ, ან დასაშვები ღპ ნღპ-დ, აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენაზე დამყარებული მეთოდი ვერ უზრუნველყოფს არა თუ შეცდომის ლოკალიზებას, არამედ მისი არსებობის ფაქტის დაფიქსირებასაც კი. შემოთავაზებული მეთოდის გამოყენება ასწორებს ამ ხარვეზს, შეცდომების აღმოჩენის თვალსაზრისით – მთლიანად, კორექტირების თვალსაზრისით კი – ნაწილობრივ. განვიხილოთ ეს საკითხი.

შეცდომის ზეგავლენით ერთი დასაშვები კომბინაციის გარდაქმნა მეორე დასაშვებ კომბინაციად იწვევს მიმღებში კომბინაციათა შედარებისას მათ არათანხვედრას ათი დამხმარე ინტერვალიდან ორზე, რადგან ასეთ შემთხვევაში წინამდებარე k კომბინაციისგან შედგენილ ინტერვალზე განლაგებული დასაშვები კომბინაციებიდან მიმღებში ერთ-ერთის რაოდენობა გაიზარდა ერთით მეორის ერთით შემცირების ხარჯზე. ამგვარად, ხდება ერთეულოვანი შეცდომის აღმოჩენა 1-ის ტოლი ალბათობით.

შეცდომის კორექტირების ალბათობის განსაზღვრამდე განვიხილოთ ნღპ-ების დასაშვებ ღპ-ებად გარდაქმნის შესაძლო ვარიანტები.

მე-14 ცხრილში მოყვანილია ნღპ-ები და გარდაქმნების შედეგად მიღებული მათი შესაბამისი ღპ-ები მე-2 ცხრილში ნაჩვენები I ალფაბეტისთვის. როგორც ცხრილიდან ჩანს, აქ 1010, 0101, 1001 და 0110 ნღპ-ები შეიძლება გარდაიქმნას 2-2 დასაშვებ ღპ-დ, 0011 – 4 დასაშვებ ღპ-დ, ხოლო 1100 ნღპ-ს გარდაქმნისას დასაშვები ღპ-ების წარმოქმნა არ ხდება. როგორც ანალიზი აჩვენებს, გარდაქმნების ასეთივე სტრუქტურა ახასიათებს მე-8, მე-16, 21-ე და 27-ე ალფაბეტებსაც.

მე-15 ცხრილში მოყვანილია ანალოგიური გარდაქმნები მე-2 ალფაბეტისთვის. ამ შემთხვევაში ორ ნღპ-ს – 1010 და 1100 – შეესაბამება თითო დასაშვები ღპ, ორს – 1001 და 0110 – ორ-ორი და კიდევ ორს

ცხრილი 14

ნღპ-ები და მათი შესაბამისი დასაშვები ღპ-ები 3B4B კლასის კოდის 1-ი ალფაბეტისთვის

№	ნღკ	შესაბამისი დასაშვები ღკ
1	1010	1011 0010
2	0101	0111 0001
3	1001	1011 0001
4	0110	0111 0010
5	0011	0010 0001 0111 1011
6	1100	–

ცხრილი 15

ნღკ-ები და მათი შესაბამისი დასაშვები ღკ-ები 3B4B კლასის კოდის მე-2 ალფაბეტისთვის

№	ნღკ	შესაბამისი დასაშვები ღკ
1	1010	0010
2	0101	0111 0001 1101
3	1001	1101 0001
4	0110	0111 0010
5	0011	0010 0001 0111
6	1100	1101

– 0101 და 0011 – სამ-სამი. შეიძლება ნაჩვენები იქნას, რომ გარდაქმნების ასეთივე სტრუქტურა გააჩნია შემდეგ ალფაბეტებს: 3-5, 7, 9, 12-14, 17-20, 23-26, 29-31, 33-35.

მე-16 ცხრილში მოყვანილია ნღკ-ების დასაშვებ ღკ-ებად გარდაქმნები VI ალფაბეტისთვის. როგორც ვხედავთ, აქ თითოეული ნღკ შეიძლება გარდაიქმნას ორ დასაშვებ ღკ-დ. გარდაქმნების ანალოგიური სტრუქტურა აქვს მე-11, მე-15, 22-ე, 28-ე, 32-ე და 36-ე ალფაბეტებს.

ამგვარად, ყოველი კონკრეტული ნღკ, იმის მიხედვით, თუ რომელი

ცხრილი 16

ნღკ-ები და მათი შესაბამისი დასაშვები ღკ-ები 3B4B კლასის

კოდის მე-6 ალფაბეტისთვის

№	ნღკ	შესაბამისი დასაშვები ღკ	
1	1010	0010	1110
2	0101	0001	1101
3	1001	1101	0001
4	0110	1110	0010
5	0011	0010	0001
6	1100	1101	1110

ალფაბეტის შემადგენლობაში შედის იგი, შეიძლება გარდაიქმნას სხვადასხვა რაოდენობის ღკ-დ. მაგრამ მთლიანობაში ნღკ-ების მიერ წარმოქმნილი აკრძალული და დასაშვები კომბინაციების რიცხვი ერთმანეთის ტოლია და 12-ს შეადგენს. შესაბამისად, ნღკ-ების შესაძლო გარდაქმნებისას როგორც აკრძალული, ისე დასაშვები კომბინაცია ჩნდება 0,5 ალბათობით. რაც შეეხება ღკ-ების გარდაქმნებს, ზემოთ აღნიშნული იყო, რომ ერთეული შეცდომით ღკ-ს დაზიანებისას სამ შემთხვევაში წარმოიქმნება ნღკ, ერთში კი – აკრძალული კომბინაცია. ცხადია, რომ ეს მართებულია ყველა ალფაბეტისთვის, ამიტომ დასაშვები ღკ-ს ნღკ-დ გარდაქმნის ალბათობა 0,75-ის ტოლია.

როგორც აღვნიშნეთ, დასაშვები კომბინაციის ისევე დასაშვებ კომბინაციად გარდაქმნისას მიმღებში ფიქსირდება ორივე მათგანის ლუწობის ან კენტობის ცვლილება, მაგრამ მართო ამ მოვლენით შეუძლებელია იმის დადგენა, თუ რომელი კომბინაცია არის ჭეშმარიტი. მართლაც, მაგალითად, I ალფაბეტის გამოყენებისას 1010 და 0010 კომბინაციების რაოდენობათა ცვლილება შეიძლება გამოიწვიოს როგორც 1010 → 0010, ისე 0010 → 1010 გარდაქმნებმა. ამასთან ერთად, როგორც ანალიზი აჩვენებს, კოდის ფორმირების პრინციპების, სახელდობრ, დადებითი და უარყოფითი დისპარიტეტობის მქონე ღკ-ების მონაცვლეობის, გათვალისწინებით რიგ შემთხვევებში შესაძლებელი ხდება ჭეშმარიტი კომბინაციის გამოვლენა. ვაჩვენოთ ეს.

ზოგადად სახაზო სიგნალში ორი ერთნაირი დისპარიტეტობის მქონე ღპ-ს მიმდევრობით გამოჩენა შეიძლება გამოწვეული იყოს ორი მიზეზით:

ა) აღნიშნული ღპ-ებიდან ერთ-ერთი წარმოქმნილია ნღპ-ს შეცდომის შედეგად დაზიანების შედეგად;

ბ) გადამცემ მოწყობილობაში ფორმირებულ სახაზო სიგნალში აღნიშნულ ღპ-ებს შორის განლაგებული საწინააღმდეგო დისპარიტეტობის მქონე ღპ შეცდომის ზემოქმედებით გარდაიქმნა ნღპ-დ.

განვიხილოთ ამ გარდაქმნების შესაძლებლობები, როდესაც სახაზო სიგნალში მიმდევრობით ორჯერ ჩნდება -2 დისპარიტეტობის მქონე ღპ, I აღფაბეტისთვის 1010 და 0010 კომბინაციების რაოდენობათა ცვლილების პირობებში.

კოდის ფორმირების პრინციპებიდან გამომდინარე, 0010 → 1010 გარდაქმნა შეუძლებელია, რადგან საწყის სიგნალში -2 დისპარიტეტობის მქონე 2 ღპ-ს შორის იგივე დისპარიტეტობის მქონე კომბინაციის არსებობა გამორიცხებულია. მაშასადამე, ამ შემთხვევაში აღგილი აქვს 1010 → 0010 გარდაქმნას.

განვიხილოთ შეცდომის კორექტირების შესაძლებლობები ასეთი გარდაქმნისას.

-2 დისპარიტეტობის მქონე ღპ-ს მიმდევრობით გამოჩენის დროს შესაძლებელია ორი შემთხვევა:

- ა) კომბინაციები განსხვავებულია (მეორე კომბინაციაა 0001).
- ბ) ორივე კომბინაცია ერთნაირია (ე.ი. ორივე არის 0010);

პირველ შემთხვევაში შეცდომის კორექტირება ხდება 1-ის ტოლი ალბათობით, მეორე შემთხვევაში კი – მხოლოდ 0,5 ალბათობით, რადგან ჭეშმარიტი შეიძლება იყოს ორი ერთნაირი კომბინაციიდან ნებისმიერი. აქვე უნდა აღინიშნოს, რომ, თუ ერთნაირი კომბინაციების არსებობისას კორექტირების დროს დაშვებული იქნა შეცდომა (აღდგენილ იქნა მცდარი კომბინაცია), მაშინ დეკოდირებულ სიგნალში აღგილი ექნება შეცდომების გამრავლებას, რადგან აღნიშნულ მცდარ კომბინაციასთან ერთად არასწორად იქნება აღდგენილი სინამდვილეში დაზიანებული კომბინაციაც. ამგვარად, თუ სწორი კორექტირებისას დეკოდირებულ სიგნალში შეცდომა სწორდება, არასწორი კორექტირე-

ბისას ერთ შეცდომას ემატება მეორე და ჯამში შეცდომების გამოჩენის ალბათობა არ იცვლება. აქედან გამომდინარე, შეიძლება ითქვას, რომ ორი ერთნაირი ღკ-ს გამოჩენის შემთხვევაში კორექტირების ოპერაციის ჩატარებას აზრი არ აქვს.

საწყის სიგნალში ერთიანებისა და ნულების გამოჩენის თანაბარი ალბათობების დროს ნებისმიერი ნღკ-სა და ღკ-ს გამოჩენის ალბათობები შესაბამისად ტოლია 0,125 და 0,0625. ასეთ პირობებში 0010-0010 და 0010-0001 წყვილების გამოჩენის ალბათობები ერთმანეთის ტოლი (0,5) იქნება. მაშინ, ზემოთქმულის საფუძველზე, 1010 → 0010 გარდაქმნისას წარმოქმნილი შეცდომის კორექტირების ალბათობა ჩაიწერება:

$$P_{\text{კორ}}(1010 \rightarrow 0010) = 0,5 \quad (28)$$

განვიხილოთ ახლა შემთხვევა, როდესაც სასაზო სიგნალში მიმდევრობით ჩნდება +2 დისპარიტეტობის მქონე ორი კომბინაცია. ეს მიუთითებს იმაზე, რომ ადგილი აქვს 0010 → 1010 გარდაქმნას. აქ შესაძლოა ორი შემთხვევა:

- ა) საწყის სიგნალში +2 დისპარიტეტობის მქონე აღნიშნულ კომბინაციებს შორის 1010 კომბინაცია (კომბინაციები) არსებობს;
- ბ) საწყის სიგნალში +2 დისპარიტეტობის მქონე აღნიშნულ კომბინაციებს შორის 1010 კომბინაცია არ არსებობს.

პირველ შემთხვევაში გარდაქმნის შემდეგ მოცემულ ინტერვალზე განლაგებული იქნება ორი ან მეტი 1010 კომბინაცია, ამიტომ ჭეშმარიტი კომბინაციის ზუსტი განსაზღვრა შეუძლებელია. მეორე შემთხვევაში +2 დასპარიტეტობის მქონე ორ კომბინაციას შორის იარსებებს მხოლოდ ერთი 1010 კომბინაცია, რომლის კორექტირება შესაძლებელია.

ამგვარად, ბოლო შემთხვევაში შეცდომის გასწორების შესაძლებლობა განისაზღვრება იმის ალბათობით, რომ საწყის სიგნალში განსახილველ ინტერვალზე 1010 კომბინაცია არ გამოჩნდება. განვსაზღვროთ ეს ალბათობა.

კოდის ფორმირების პრინციპის თანახმად +2 დისპარიტეტობის მქონე ორ კომბინაციას შორის არსებულ N სატაქტო ინტერვალის შემცველ მონაკვეთზე შესაძლებელია ნებისმიერი ნღკ-სა და ერთი -2 დისპარიტეტობის მქონე ღკ-ს გამოჩენა. ამგვარად, აქ მოვლენათა სრულ

ჯგუფს შეადგენს 6 ნღპ-სა და 1 ღპ-ს არსებობა. რადგან მოვლენათა სრული ჯგუფის ალბათობა 1-ის ტოლია [], ხოლო აღნიშნული კომბინაციების გამოჩენის ჯამური ალბათობა შეადგენს 0,81, ამიტომ განსახილველი ინტერვალის შიგნით ყოველი ნღპ-ს გამოჩენა ხდება $0,125/0,81 \approx 0,154$ ალბათობით. ასეთ პირობებში +2 დისპარიტეტობის მქონე ორ კომბინაციას შორის ერთ სატაქტო ინტერვალზე 1010 კომბინაციის არ გამოჩენის ალბათობა ტოლია $1-0,154 \approx 0,85$, ხოლო იმის ალბათობა, რომ ეს კომბინაცია არ გამოჩნდება N სატაქტო ინტერვალზე – $0,85^N$.

სახაზო სიგნალში ღპ-ს გამოჩენის ალბათობიდან (0,062) გამომდინარე, იგი საშუალოდ ჩნდება ყოველი 16 სატაქტო ინტერვალის შემდეგ ($0,062/1000 \approx 16$). შესაბამისად, ერთნაირი დისპარიტეტობის მქონე ორი ღპ საშუალოდ დაშორებულია ერთმანეთისგან 32 სატაქტო ინტერვალით. $N=32$ მნიშვნელობისთვის 1010 კომბინაციის არ გამოჩენის ალბათობა იმდენად მცირეა, რომ იგი შეიძლება უგულვებელყოთ და ჩავთვალოთ, რომ სახაზო სიგნალში +2 დისპარიტეტობის მქონე ორ კომბინაციას შორის 1010 კომბინაცია პრაქტიკულად ყოველთვის არსებობს. ამგვარად, შეიძლება ითქვას, რომ განხილულ შემთხვევაში $0010 \rightarrow 1010$ გარდაქმნის დროს შეცდომის კორექტირება შეუძლებელია.

ყოველივე ზემოთ ნათქვამი მართებულია იმ შემთხვევისთვისაც, როდესაც მიმდებში ადგილი აქვს ნღპ-სა და +2 დისპარიტეტობის მქონე ღპ-ს რაოდენობათა ლუწობის ან კენტობის ცვლილებას. ადგილი საჩვენებელია, რომ აქაც კორექტირება შესაძლებელია მხოლოდ მაშინ, როდესაც ხდება ნღპ-ს გარდაქმნა ღპ-დ +2 დისპარიტეტობის მქონე ორი ღპ-ს მიმდევრობით გამოჩენის შემთხვევაში.

ამგვარად, შეცდომის კორექტირება ხდება მხოლოდ ნღპ-ს ღპ-დ გარდაქმნისას გარდა იმ შემთხვევისა, როდესაც ± 2 ღპ გარდაიქმნება ± 4 ღპ-დ. განვსაზღვროთ ნებისმიერი დასაშვები ღპ-ს კორექტირების ალბათობა.

როგორც ზემოთ იყო აღნიშნული, ნაშრომში განიხილება 3B4B კლასის კოდის აგების ის ვარიანტი, რომლის დროსაც გამოიყენება 6 ნღპ და 4 ± 2 ღპ. ასეთ პირობებში შეცდომის გამო ნღპ-ს ± 2 ღპ-დ გარდაქმნის შესაძლო შემთხვევების რიცხვი 24-ს შეადგენს. რადგან

$\pm 2\text{დკ}$ საერთო რიცხვი არის 8, რომელთაგან დასაშვებია 4, ამიტომ საშუალოდ 12 შემთხვევაში წარმოიქმნება აკრძალული დკ, დანარჩენ 12-ში კი – დასაშვები. დასაშვები დკ-ების გამოჩენისას თანაბარი (0,5) ალბათობებით გვაქვს მიმდევრობით ორი ერთნაირი დკ-ს და სხვადასხვა დკ-ს გამოჩენის შემთხვევები (საშუალოდ 6-6).

ნდკ-ს დაზიანებისას კონკრეტული დასაშვები დკ-ს წარმოქმნის ალბათობა განისაზღვრება სახაზო სიგნალში ნდკ-ს გამოჩენის ალბათობისა (0,125) და მისი ერთი კონკრეტული თანრიგის დაზიანების ალბათობის (0,25) ნამრავლით. მაშინ, ზემოთ მოყვანილი მსჯელობიდან გამომდინარე, ნებისმიერი დასაშვები დკ-ს გამოჩენის ალბათობა ტოლია:

$$P_{\text{დას}}(\text{დკ}) = 0,125 \times 0,25 \times 12 \approx 0,375,$$

ხოლო მიმდევრობით სხვადასხვა დკ-ს გამოჩენის და, მაშასადამე, შეცდომის კორექტირების ალბათობა ორჯერ ნაკლები იქნება:

$$P_{\text{კორ}}(\text{დკ}_{\text{დას}}) \approx 0,19 \tag{29}$$

განხილული შემთხვევების გარდა შეცდომების კორექტირებას ადგილი აქვს შეცდომის შედეგად დასაშვებ $\pm 2\text{დკ}$ -ს $\pm 4\text{დკ}$ -დ გარდაქმნის შემთხვევაში. ნებისმიერი ასეთი გარდაქმნა ხდება $\pm 2\text{დკ}$ -ს გამოჩენის ალბათობის (0,0625) ნამრავლით მისი იმ ერთადერთი თანრიგის დაზიანების ალბათობაზე (0,25), რომლის დროსაც წარმოიქმნება $\pm 4\text{დკ}$. რადგან ასეთი გარდაქმნების შესაძლო რიცხვი 4-ია, ამიტომ $\pm 2\text{დკ}$ -ს $\pm 4\text{დკ}$ -დ გარდაქმნის და, მაშასადამე, შეცდომის კორექტირების ალბათობა ტოლია:

$$P_{\text{კორ}}(\pm 2\text{დკ} \rightarrow \pm 4\text{დკ}) = 0,0625 \times 0,25 \times 4 \approx 0,0625 \tag{30}$$

(27), (29) და (30) სიდიდეების ჯამი გვიჩვენებს ერთეული შეცდომის კორექტირების სრულ ალბათობას 3B4B კლასის კოდში:

$$P_{\text{კორ.}} (3B4B) \approx 0,44 + 0,19 = 0,69$$

ამგვარად, ნაშრომში შემოთავაზებული მეთოდის გამოყენება უზრუნველყოფს 3B4B კლასის კოდში შეცდომების 69%-ის გასწორებას, რაც, უდავოდ, მნიშვნელოვან შედეგად უნდა ჩაითვალოს.

დასკვნა

1. მოყვანილია ნაშრომში გამოსაკვლევ სახაზო კოდებში შეცდომების აღმოჩენის არსებული მეთოდების დახასიათება.

2. შემოთავაზებულია mBnB კლასებში შეცდომების კორექტირების ალბათობის გამოსათვლელი ზოგადი ფორმულა.

3. შემოთავაზებულია mBnB კლასებში შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის მეთოდი.

4. ნაჩვენებია, რომ როგორც მცწ–ს ანალიზის, ისე აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდის გამოყენებისას ყველა ბიიმპულსური კოდი უზრუნველყოფს შეცდომების ლოკალიზებულ აღმოჩენას 1-ის ტოლი ალბათობით, ამასთან BI-L და DBI კოდებში ლოკალიზება ხდება ერთი სატაქტო ინტერვალის, BI-M და BI-S კოდები კი – ორი სატაქტო ინტერვალის ფარგლებში.

5. ნაჩვენებია, რომ ყველა ბიიმპულსური კოდი უზრუნველყოფს შეცდომების კორექტირებას, ამასთან კორექტირების ალბათობა საწყის სიგნალში 1-ის გამოჩენის $P_1=0,5$ ალბათობის დროს 0,5-ის ტოლია, P_1 -ის ზრდასთან ან კლებასთან ერთად კი – წრფივად იზრდება და P_1 -ის მინიმალური და მაქსიმალური მნიშვნელობებისთვის აღწევს 1-ის ტოლ სიდიდეს.

6. ნაჩვენებია, რომ ბიიმპულსური კოდებიდან შეცდომების კორექტირების უკეთესი შესაძლებლობები გააჩნია BI-L და DBI კოდებს, რადგან კორექტირების დროს მცდარი სიმბოლოს აღდგენისას მათში არასწორად აღდგება ერთი კომბინაცია, BI-M და BI-S კოდებში კი – 2, ე.ი. ამ უკანასკნელებში ადგილი აქვს შეცდომების გამრავლებას.

7. ნაჩვენებია, რომ CMI, EP-1 და EP-2 კოდებში მცწ–ს ანალიზის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი უზრუნველყოფს შეცდომების აღმოჩენას 1-ის ტოლი ალბათობით ლოკალიზების გარეშე, რაც გამოორიცხავს შეცდომის კორექტირების შესაძლებლობას.

8. ნაჩვენებია, რომ შეცდომების ლოკალიზებული აღმოჩენა და, შესაბამისად, კორექტირება ამ კოდებში შესაძლებელია აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდის

გამოყენებისას. ნაპოვნია შეცდომების კორექტირებისას ჭეშმარიტი და მცდარი კომბინაციების აღდგენის ალბათობების მნიშვნელობები საწყის სიგნალში ერთიანის გამოჩენის სხვადასხვა ალბათობებისთვის და აგებულია შესაბამისი დამოკიდებულებების გრაფიკები. აღნიშნულია, რომ EP-2 კოდი ხასიათდება ჭეშმარიტი კომბინაციების აღდგენის ძალზე მცირე და მცდარი კომბინაციების აღდგენის მაღალი ალბათობებით, რის გამოც მისი გამოყენება შეცდომების კორექტირების თვალსაზრისით მიზანშეწონილი არ არის.

9. ნაჩვენებია, რომ MILLER კოდში შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირებისთვის გამოდგება მხოლოდ აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი. ნაჩვენებია, რომ ამ მეთოდისთვის შეცდომების აღმოჩენის, ჭეშმარიტი კომბინაციების აღდგენის და მცდარი კომბინაციების აღდგენის ალბათობები საწყის სიგნალში ერთიანის გამოჩენის ნაბისმიერი ალბათობისთვის შესაბამისად 0.5, 0.47 და 0.03 ტოლია.

10. 1B2B კლასის კოდების შედარებითი ანალიზის საფუძველზე ნაჩვენებია, რომ შეცდომების კორექტირების თვალსაზრისით საუკეთესო მაჩვენებლები გააჩნია BI-L და DBI კოდებს.

11. ნაჩვენებია, რომ მე-2 სახეობის ბიიმპულსურ კოდში შეცდომების ლოკალიზებას უზრუნველყოფს მხოლოდ აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი, ნაპოვნია შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების ალბათობების მნიშვნელობები, რომლებიც BI-L და DBI კოდებისთვის მიღებულ შესაბამის მნიშვნელობებს ემთხვევა

12. ნაჩვენებია, რომ 3B4B კლასის კოდში შეცდომების ლოკალიზებას უზრუნველყოფს მხოლოდ აკრძალული კომბინაციების აღმოჩენის კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდი, ნაპოვნია შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების ალბათობების მნიშვნელობები, შესაბამისად – $P_{აღმ}=0,44$ და $P_{კორ}=0,16$.

13. გამოკვლეულია შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის ნაშრომში შემოთავაზებული მეთოდის 1B2B კლასის კოდებისთვის გამოყენების შესაძლებლობები. ნაჩვენებია, რომ

ბიომპულსური კოდებისთვის მეთოდი უზრუნველყოფს შეცდომების კორექტირებას 1-ის ტოლი ალბათობით, დანარჩენი კოდებისთვის კი იგი ეფექტური არ არის

14. გამოკვლეულია შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის ნაშრომში შემოთავაზებული მეთოდის 2B4B კლასის კოდისთვის გამოყენების შესაძლებლობები. ნაჩვენებია, რომ ამ კოდში მეთოდი უზრუნველყოფს არა მარტო ერთეული, არამედ წყვილური შეცდომების და სამი სიმბოლოსგან შემდგარი შეცდომათა დასტების აღმოჩენასა და კორექტირებას 1-ის ტოლი ალბათობით, აგრეთვე – შეცდომების აღმოჩენას კოდური კომბინაციის ოთხივე თანრიგის დაზიანების შემთხვევაში. ნაჩვენებია შემოთავაზებული მეთოდით მიღებული შედეგების უპირატესობა სხვა არსებული მეთოდების გამოყენებისას მიღებულ საუკეთესო შედეგებთან შედარებით

15. გამოკვლეულია შეცდომების კორექტირების ალბათობის გაზრდის ნაშრომში შემოთავაზებული მეთოდის 3B4B კლასის კოდისთვის გამოყენების შესაძლებლობები. ნაჩვენებია, რომ ამ კოდში მეთოდი უზრუნველყოფს კორექტირების 0,69-ს ტოლ ალბათობას, რაც 4,3-ჯერ აღემატება კორექტირების ალბათობის სიდიდეს, რომელიც მიიღწევა მხოლოდ აკრძალული კომბინაციების კრიტერიუმზე დამყარებული მეთოდის გამოყენებისას.

გამოყენებული ლიტერატურა

1. John Gowar. Optical Communication Systems. Second Edition. Prentice Hall International (VK) Ltd. 1993.- p.605
2. Многоканальные системы передачи. Под редакцией Н.Н.Баевой и В.Н.Гордиенко. Москва, «Радио и связь», 1997. - 559с.
3. Мурадян А.Г., Гинзбург С.А. Системы передачи информации по оптическому кабелю. – Москва, «Связь», 1980. – 146 с
4. Козанне А., Флере Ж., Мэтр Г., Руссо. Оптика и связь. Пер. с французского. - Москва, «Мир», 1984. – 502 с.
5. Game C., Jessop A. Random coding for digital optical systems. ECCS, - 1985, - p. 171-173.
6. Brooks R.M., Jessop A. Line coding for optical fibre systems. Int. J. Electronics, 1992, N1. - p. 46
7. Radev P., Stoianov G. New 1B2B line code for digital fibre optic transmission systems. Electron. Letters, 1984, N8.- p. 17-20
8. W.Stallings. Local & Metropolitan Area Networks< Prentice Hall, Upper Saddle River, New Jersey 07458, 1997. – 605p
9. Duc N.Q., Smith P.M. Line coding for digital data transmission. A.T.R., N2, 1997, -p.14-27
10. Щелкунов К.Р., Широков Г.А., Кушнир В.Ф., Блушке А. Линейные сигналы в цифровых волоконно-оптических системах передачи. Учебное пособие. 1987. – 41 с.
11. Порохов О.Н. Сигналы и коды цифровых систем передачи. Электросвязь, № 1, 1980, с.33-37.
12. Барабаш М.А., Кулева Н.М., Фёдорова В.А. Коды в цифровых ВОСП. Зарубежная радиоэлектроника, № 3. - 1986. - с. 31-39.
13. Купатадзе Т.Г., Широков Г.А., Блушке А. Классификация и алгоритмы формирования линейных сигналов в цифровых световодных системах связи . Труды ГПИ № 10/292/. – 1985. – с.49-52.
14. Бухинник А.Ю., Кушнир В.Ф. К выбору линейных кодов для цифровых волоконно-оптических линий связи Электросвязь, № 4.–1984.– с.22-25.

15. Аппаратура ИКМ-30 . Под ред. Ю.П. Иванова и Л.С. Левина. – Москва, «Радио и связь», - 1983, - 184с.
16. Аппаратура ИКМ-120 / Под ред. Л.С. Левина .- М. Радио и связь, - 1989, - 256с.
17. В.В.Нанобашвили. Исследование и разработка методов выделения тактовой частоты из двухуровневых линейных сигналов. Кандидатская диссертация. Тбилиси, 1992г. - 187с.
18. ს.ესაკია, გ.კაკუბერი, რ.სვანიძე, თ.ვეკუა, ვ.ნანობაშვილი, ბ.ღვინჯილია, მ.ჭელიძე. სინქრონული ციფრული იერარქიის ქსელები. “დედაენა”, 1999წ. – 175 გვ.
19. Р.Г. Сванидзе. Линейные сигналы волоконно-оптических систем передачи. Изд. «Технический университет», Тбилиси, 2005.- 392стр.
20. А.Г.Зюко, Д.Д.Кловский, М.В.Назаров, Л.М.Финк. Теория передачи сигналов. М., Связь, 1980. – 288с.
21. <http://siblec.ru/index.php?dn=html&way=bW9kL2h0bWwvY29udGVudC83c2VtL2NvdXJzZTEwMS9sZWm4Lmh0bQ=>
22. http://www.electronics.ru/files/article_pdf/0/article_941_153.pdf
23. ვ.ნანობაშვილი. 1B2B კლასის ზოგიერთი კოდის შეცდომების აღმოჩენის უნარის ანალიზი. საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტის შრომები N2(430), თბილისი, 2000. გვ. 136-141.
24. ვ.ნანობაშვილი. mBnB კლასის ალფაბეტურ-ბალანსური კოდების კომპლექსური გამოკვლევის საკითხები. საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტის შრომები N4(428), თბილისი, 1999. გვ. 101-105.
25. В.С.Шибанов, В.В. Геков. Новые телекоммуникационные технологии .Телекоммуникационные технологии, вып. 1, 1995. - с. 16-24.
26. Рудов Ю.К., Зингеренко Ю.А., Иванов Б.П., Плотник М.А. Аппаратура междугородных цифровых систем передачи нового поколения. – ISSN 0013-5771. "Электросвязь", № 3, 1996.- с.40-44
27. ვ. ნანობაშვილი, ვ. ნანობაშვილი. ბოჭკოვან-ოპტიკური ტელეკომუნიკაცია. ტექნიკური უნივერსიტეტის გამომცემლობა. თბილისი, 2009. - 132 გვ.
28. Р.Р.Убайдуллаев. Волоконно-оптические сети. Эко-трендз, Москва, 1998.

- 267c

29. Н.Н.Слепов. Синхронные цифровые сети SDH. Эко-трендз, Москва, 1997.
- 147с.
30. ITU-T Recommendation G.826. Errors Performance Parameters and Objectives for International, Constant Bit Rate Digital Paths at or Above the Primary Rate (1993).
31. [www. Bestreferat.ru/ referat.168453.html](http://www.Bestreferat.ru/referat.168453.html)
32. ITU-T Recommendation G.781. Structure of Recommendations on Equipment for the Synchronous Digital Hierarchy (SDH). 1994, Revised 1.94.
33. Gigabit Ethernet Over Category 5: Part I – Proposed Signaling Schemes, Part II – Channel Environment and SNR Margin. Score Communications, 1998, [http:// score. com / white 15. htm](http://score.com/white%2015.htm); [http:// score. com / white 19. htm](http://score.com/white%2019.htm).
34. ვ.ნანობაშვილი. mBnB კლასის ზოგიერთი კოდის მახასიათებლების გამოკვლევა. საკანდიდატო დისერტაცია. თბილისი, 2006. - 141 გვ.
35. გ.ხარატიშვილი. ალფაბეტურ-ბალანსური კოდების ერთი კლასის ბლოკური და სატაქტო სინქრონიზების საკითხების გამოკვლევა. საკანდიდატო დისერტაცია. თბილისი, 2006. - 136 გვ.
36. И.А.Мизин, Л.С.Уринсон, Г.К.Храмышин. Передача информации в сетях с коммутацией сообщений. Москва, «Связь», 1972. – 319 с.
37. Р.Г.Сванидзе, Г.Д. Нозадзе, В.В.Нанобашвили, Л.И.Гогоберидзе. Основные требования и параметры для оценок характеристик линейных кодов волоконно-оптических систем передачи. Труды ГТУ, N1(384), Тбилиси, 1992. – с.19-23
38. ვ.ნანობაშვილი, ვ.ნანობაშვილი. ბიიმპულსური კოდების შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების საკითხები. საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტის შრომები N4(462), თბილისი, 2006. – 97-102 გვ.
39. დ.ნანობაშვილი, ვ.ნანობაშვილი. ერთეული შეცდომების კორექტირება ელექტრონულ-ფოტონურ კოდებში. საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტის შრომები N4(470), თბილისი, 2008. გვ. 36-40.
40. Вентцель Е. С. Теория вероятностей. - М.: Наука, 1969. - 575с.
41. Д.В.Нанобашвили, В.В.Нанобашвили. Корректирующие свойства линейного кода типа MILLER. Труды 5-й международной научно-технической конфе-

ренции "Энергетика, телекоммуникации и высшее образование в современных условиях". Алматинский институт энергетике и связи. Алматы, 2006.-

с.

371-373.

42. ვ.ნანობაშვილი, ვ.სტეპერმანი, დ.ნანობაშვილი, გ.ირემაშვილი. შეცდომების წარმოქმნა mBnB კლასის სიგნალების დეკოდირების პროცესში.

საერთაშორისო სამეცნიერო კონფერენციის "ენერგეტიკა: რეგიონული

პრობლემები და განვითარების პერსპექტივები" მოხსენებების კრებული. ქუთაისი, 2010. - გვ. 265-270.

43. ვ. ნანობაშვილი, დ. ნანობაშვილი. მანჩესტერის კოდით კოდირებულ სიგნალში ერთეული შეცდომების აღმოჩენისა და კორექტირების ხერხი. თბილისი, პატენტი P 4647, 10. 03.2009, N010235, 23.08.2007

44. დ.ნანობაშვილი, ვ.ნანობაშვილი. შეცდომების კორექტირება მე-2 სახის ბიომპულსურ კოდში. საქართველოს ტექნიკური უნივერსიტეტის შრომები N2(472), თბილისი, 2009. – გვ.19-23

45. В.Нанобашвили, Д.Нанобашвили. Корректирующие свойства линейного кода 3B4B. Georgian Engineering News (GEN), N2, 2008. - с.88-90

46. В.Нанобашвили, Д.Нанобашвили. К вопросу коррекции одиночных ошибок в линейном коде класса 3B4B. Georgian Engineering News (GEN), N4, 2008. - с.80-82