

Politechnika Poznańska

Wydział Elektroniki i Telekomunikacji

Autoreferat rozprawy doktorskiej

Nieblokowane w wąskim sensie i w szerokim sensie pola komutacyjne o strukturze W-S-W dla elastycznych sieci optycznych

Strict-sense and Wide-sense Non-blocking W-S-W Switching Fabrics for Elastic Optical Networks

Autor:

mgr inż. Mustafa Abdulsahib

Promotor:

prof. dr hab. inż. Wojciech Kabaciński

Poznań 2019

Spis treści

1. Wstęp	1
1.1. Wprowadzenie	1
1.2. Teza, cel i zakres pracy	2
2. Pola komutacyjne	4
2.1. Wielosekcyjne pola komutacyjne	4
2.2. Warunki nieblokowania	5
3. Elastyczne sieci optyczne	7
3.1. Widmo optyczne i zwielokrotnienie falowe	7
3.2. Komponenty sieci WDM	9
4. Omawiane architektury i ograniczenia dotychczasowych wyników badań	11
4.1. Architektury pól komutacyjnych	11
4.2. Ograniczenia dotychczasowych wyników badań	12
5. Architektura WSW1(r, n, k): warunki nieblokowania i analiza numeryczna	15
5.1. Algorytm sterowania	15
5.2. Warunki nieblokowania	17
5.3. Analiza numeryczna	19
6. Architektura WSW2(q, p, r, n, k): warunki nieblokowania i analiza numeryczna	24
6.1. Algorytm sterowania	24
6.2. Warunki nieblokowania	25
6.3. Analiza numeryczna	31
7. Optymalizacja architektury W-S-W	34
7.1. Pole WSW1(r, n, k)	34
7.2. Pole WSW2(q, p, r, n, k)	35
7.3. Porównanie architektur	36

8. Wnioski	40
9. Osiągnięcia i wkład w rozwój badań	42
10. Spis publikacji	43

1. Wstęp

1.1. Wprowadzenie

Nieustanny wzrost ilości ruchu danych wymaga łączy o coraz większych prędkościach transmisji. Sieci optyczne mogą zapewnić ścieżki optyczne o prędkościach ponad 100 Gb/s pomiędzy użytkownikami końcowymi. Obecne i przyszłe aplikacje oraz usługi będą prawdopodobnie generowały przepływy danych o wymaganych prędkościach transmisji w zakresie od kilkunastu Gb/s aż do Tb/s. Operatorzy sieci będą więc potrzebowali efektywnych kosztowo i skalowalnych rozwiązań do przesyłu tak zróżnicowanych strumieni ruchu. Jednym z takich rozwiązań jest zastosowanie elastycznych sieci optycznych (EON). Sieci EON stanowią nowe podejście do budowania sieci optycznych, zdolnych do elastycznego przydzielania pasma do ścieżek optycznych. W sieciach EON pasmo jest przydzielane do kanału optycznego zależnie od wymaganej prędkości transmisji, odległości do pokonania, jakości ścieżki, i/lub zastosowanego formatu modulacji. Międzynarodowa Unia Telekomunikacyjna ITU (ang. International Telecommunication Union) zaproponowała siatkę WDM (ang. Wavelength-Division Multiplexing) z kanałami o szerokości 50 GHz, która dzieli stosowne widmo optyczne w zakresie 1530–1565 nm (tak zwane pasmo C) na stałe szczeliny częstotliwościowe o szerokości 50 GHz, ale prawdopodobnie prędkości transmisji większe niż 100 Gb/s nie będą odpowiadały temu schematowi. Jako wsparcie dla sieci EON potrzebne są komutatory elastyczne. Elastyczne komutatory optyczne stosuje się do komutacji elastycznych połączeń pomiędzy włóknami światłowodowymi. Problematyka komutacji optycznej i pól komutacyjnych rozważana była w wielu opracowaniach książkowych i artykułach.

Połączenia w systemach komutacyjnych dla sieci EON wyglądają podobnie jak w systemach ze zwielokrotnieniem czasowym TDM (ang. Time-Division Multiplexing). Różnica polega na stosowanych algorytmach przydzielania szczelin (czasowych bądź częstotliwościowych). W systemach TDM połączenia w większości przypadków mogą zajmować dowolne szczeliny w łączach – tak zwane przypisywanie elastyczne (ang. flexible assignment), natomiast w sieciach EON połączenia muszą obejmować sąsiednie szczeliny, czyli tak zwane przypisywanie zmienne (ang. floating assignment). Jeżeli zastosujemy wyniki uzyskane dla systemów TDM w węzłach sieci EON, pole komutacyjne będzie blokowane; potrzebujemy nowych wyników dla takiego pola komutacyjnego. Jest też inny powód, dla którego dotychczasowe wyniki nie są obowiązujące dla pól komutacyjnych rozważanych w tej pracy. Rozważane pola komutacyjne są typu W-S-W (ang. Wavelength-Space-Wavelength). Oznaczenie „W” odnosi

się do pierwszej i ostatniej sekcji, ponieważ zawierają one przestrajalne konwertery widma TSC (ang. Tunable Spectrum Converter), które pozwalają na konwersję widma zajmowanego przez ścieżkę optyczną. Komutatory sekcji środkowej nie mają takiej zdolności i przełączają zgłoszenia tylko w przestrzeni. Większość znanych wyników dla systemów TDM uzyskano dla pól komutacyjnych, w których zdolność konwersji jest dostępna we wszystkich sekcjach. Nawet jeśli pominiemy ograniczenie w sposobie przypisywania szczelin, pola W-S-W będą blokowalne, kiedy zastosujemy warunki wyprowadzone dla systemów TDM, ze względu na to, że mniej komutatorów jest dostępnych w środkowej sekcji; dochodzimy więc do tego samego wniosku, że potrzebne są nowe warunki nieblokowności dla pól komutacyjnych typu W-S-W – zostanie to wyjaśnione w rozdziale 4.

W polach komutacyjnych nieblokownych w szerokim sensie WSNB (ang. Wide-sense nonblocking) konstrukcja pola umożliwi uniknięcie stanów blokady przy zastosowaniu określonego algorytmu sterowania. Udowodniono wcześniej, że – gdy komutatory sekcji środkowej w systemie TDM są podzielone na dwa podzbiory, a każdy z nich obsługuje połączenia mieszczące się w pewnym zakresie szybkości transmisji – można konstruować nieblokowne pola komutacyjne przy mniejszej liczbie komutatorów sekcji środkowej. Wspomniana metoda była inspiracją dla możliwego zastosowania podobnego podziału w systemach W-S-W, przy uwzględnieniu różnic w sposobie przypisywania szczelin i możliwościach konwersji dostępnych w poszczególnych sekcjach. W niniejszej pracy badamy po raz pierwszy mechanizm podziału komutatorów sekcji środkowej na więcej niż dwa podzbiory.

1.2. Teza, cel i zakres pracy

W niniejszej rozprawie zajmujemy się problematyką związaną z własnościami kombinatorycznymi pól komutacyjnych Closa. Do tej pory stosowano różne implementacje tych pól w zależności od stosowanych technik komutacyjnych, takich jak komutacja przestrzenna i czasowa. Dzisiaj tego typu pola są szeroko stosowane w telekomunikacji, zwłaszcza w sieciach optycznych.

W rozprawie rozważamy dwie architektury pól komutacyjnych dla elastycznych sieci optycznych. Analizowane są własności kombinatoryczne obu architektur celem zapewnienia nieblokowności zarówno w wąskim sensie, jak i w szerokim sensie. Dla każdej z tych architektur zaproponowano kilka algorytmów sterowania. Działanie tych algorytmów polega na dzieleniu zasobów sekcji drugiej w taki sposób, że sumaryczna ilość potrzebnych zasobów jest mniejsza, a nieblokowność zapewniona. Dla obu rodzajów pól komutacyjnych przeprowadzono optymalizację parametrów tak, aby całkowite koszty wyrażone liczbą potrzebnych elementów były jak najmniejsze.

Celem rozprawy jest opracowanie własności kombinatorycznych trzysekcyjnych elastycznych pól komutacyjnych.

Teza pracy: Rozważane pola komutacyjne mogą być nieblokowane, kiedy liczba komutatorów/szczelin częstotliwościowych sekcji środkowej jest właściwie przydzielana, a ilość zasobów może być zmniejszona przez zastosowanie algorytmów dekompozycji; natomiast liczba elementów komutacyjnych wymaganych do implementacji tych pól komutacyjnych może się w dalszym ciągu zmniejszać, jeśli parametry projektowe zostaną zoptymalizowane.

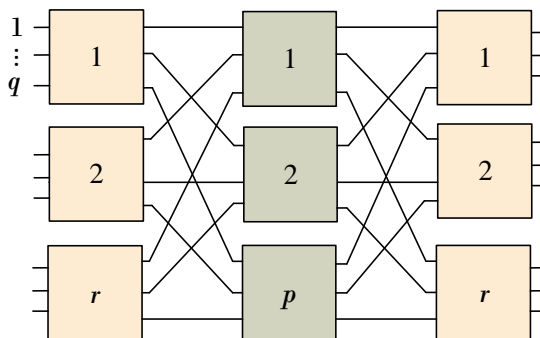
2. Pola komutacyjne

2.1. Wielosekcyjne pola komutacyjne

Kiedy liczba wejść i wyjść komutatora krzyżowego wzrasta, liczba elementów komutacyjnych także rośnie, a złożoność implementacyjna tak dużego komutatora staje się problematyczna. Dla rozwiązania tego problemu konieczna jest implementacja komutatora o tak dużych wymiarach za pomocą sekcji, co daje w efekcie komutator wielosekcyjny. Wielosekcyjne pole komutacyjne jest zbudowane z komutatorów o mniejszych pojemnościach, połączonych w taki sposób, żeby otrzymać strukturę komutacyjną o większej pojemności, ale z mniejszą liczbą elementów komutacyjnych, niż odpowiadający jej pojemnością komutator krzyżowy.

Charles Clos był badaczem w laboratoriach firmy Bell w latach pięćdziesiątych. W roku 1953 opublikował artykuł, w którym opisał, jak połączenia telefoniczne mogłyby być przełączane za pomocą pola komutacyjnego zbudowanego z wielu sekcji. Pola Closa zaprojektowano jako architekturę trzysekcyjną, zawierającą sekcję wejściową, środkową i wyjściową. Podstawowym pomysłem było wprowadzenie wielu dróg umożliwiających zestawienie połączenia w polu komutacyjnym, tak, aby mogły one być zawsze zestawiane, a nie blokowane przez inne połączenia. Termin angielski określający „pole komutacyjne” pojawił się później – słowo „fabric”, mające znaczenie zarówno struktury czy systemu, jak i tkaniny – ponieważ wzór łączy przypomina wątek w kawałku wełnianej tkaniny. Kluczową zaletą pól komutacyjnych Closa jest to, że liczba wymaganych punktów komutacyjnych (jakimi są elementy komutacyjne) może być o wiele mniejsza niż byłaby konieczna, gdyby cały system komutacyjny był implementowany za pomocą jednego dużego komutatora krzyżowego. Każda sekcja pola Closa jest zbudowana z pewnej liczby komutatorów. Komutator sekcji środkowej jest dostępny dla nowych zgłoszeń, jeżeli zarówno łącze łączące komutator wejściowy z komutatorem sekcji środkowej, jak i łącze łączące komutator sekcji środkowej z komutatorem wyjściowym są wolne. Przy założeniu, że mamy do czynienia z symetrycznym polem komutacyjnym, istnieją trzy niezależne parametry w architekturze pola Closa: r , p i q . Parametr r wyznacza liczbę komutatorów sekcji 1 i 3, natomiast q jest liczbą łączy w każdym z komutatorów krzyżowych sekcji pierwszej lub ostatniej, wreszcie p jest liczbą komutatorów sekcji środkowej. Wymiary komutatorów w sekcjach 1, 2, i 3 wynoszą odpowiednio: $q \times p$, $r \times r$, oraz $p \times q$.

Trzysekcyjne pole komutacyjne Closa $C(q, p, r)$ przedstawiono na rys. 2.1. Clos wprowadził relację pomiędzy parametrami q , p , i r , która gwarantuje nieblokwalność pola komutacyjnego niezależnie od stosowanego algorytmu wyboru drogi połączeniowej. Kluczowym

Rysunek 2.1: Trzysekcyjne pole komutacyjne Closa $C(q, p, r)$

czynnikiem jest liczba komutatorów sekcji środkowej p . Powiększając wartość p , zwiększamy liczbę alternatywnych dróg połączeniowych pomiędzy komutatorami sekcji 1 i sekcji 3; powinniśmy więc oczekiwać, że prawdopodobieństwo blokady będzie mniejsze. Dla zapewnienia niablokowalności pola komutacyjnego Closa zawsze powinna być spełniona nierówność:

$$p \geq 2q - 1. \quad (2.1)$$

W rozprawie badamy pola komutacyjne uważane za pola trzysekcyjne, dlatego opisaliśmy je tutaj szerzej. Istnieją też inne architektury, opisane w rozdziale 2 rozprawy, takie jak banyan i architektury wyprowadzone z pół typu banyan, ale nie przedstawiamy ich tutaj, gdyż nie odnoszą się bezpośrednio do prowadzonych badań.

2.2. Warunki niablokowalności

Pole komutacyjne jest określane jako niablokowane, kiedy jest zdolne do zestawienia dowolnego połączenia od dowolnego wolnego łącza wejściowego do dowolnego wolnego łącza wyjściowego. W rozprawie opracowaliśmy warunki niablokowalności w wąskim sensie i warunki niablokowalności w szerokim sensie; istnieją też inne metody zapewnienie niablokowalności, mianowicie przestrajalność RNB (ang. rearrangeably nonblocking) i przepakowywalność PNB (ang. repackably nonblocking), nie wspomniemy o nich jednak tutaj, gdyż nie mają związku z badaniami przedstawianymi w niniejszej pracy. Interesujące nas warunki niablokowalności pola komutacyjnego można zdefiniować w następujący sposób:

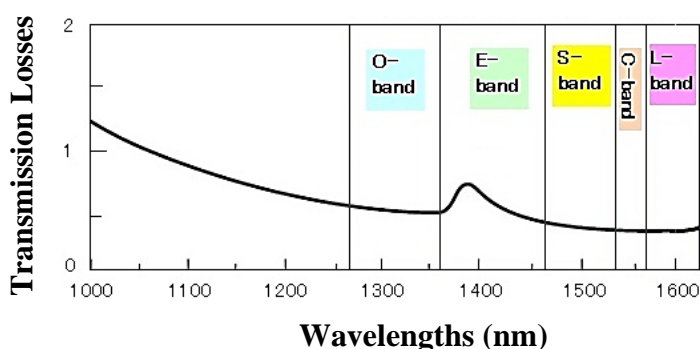
- Niablokowalność w wąskim sensie (SSNB): pole komutacyjne jest niablokowane w wąskim sensie, jeżeli może ono zawsze połączyć dowolne wolne wejście z dowolnym wolnym wyjściem niezależnie od jego aktualnego stanu i bez względu na to, jak drogi połączeniowe zostały wybrane dla istniejących połączeń.

- Nieblokowanie w szerokim sensie (WSNB): pole komutacyjne jest nieblokowane w szerokim sensie, jeżeli może ono zawsze połączyć dowolne wolne wejście z dowolnym wolnym wyjściem, pod warunkiem, że dany algorytm wyboru drogi połączeniowej został wykorzystany do zestawienia połączeń.

3. Elastyczne sieci optyczne

3.1. Widmo optyczne i zwielokrotnienie falowe

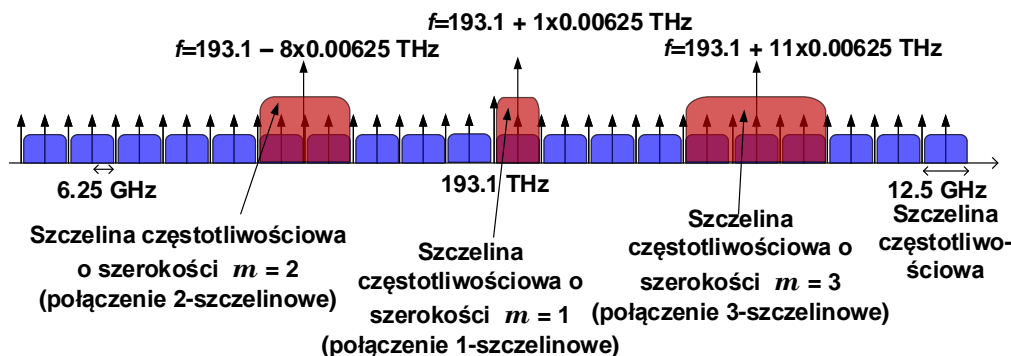
Widmo dostępne w światłowodzie jest podzielone na pasma nazywane O-, E-, S-, C- i L, jak pokazuje rys. 3.1. Obszar pomiędzy 1260 i 1625 nm wykorzystuje się do transmisji. W tym obszarze pasmo C wykazuje najmniejsze tłumienie sygnału i jest wykorzystywane do transmisji na bardzo duże odległości (od kilkudziesięciu do tysięcy kilometrów). Pasma C



Rysunek 3.1: Charakterystyka tłumieniowa i podział widma w światłowodzie na pasma transmisyjne

odnosi się do długości fali około 1550 nm i zawiera fale o przybliżonej długości pomiędzy 1525 nm (lub częstotliwości 195.9 THz) oraz 1565 nm (częstotliwości 191.5 THz). Aby umożliwić uniwersalne zastosowanie całego pasma C, Sektor Normalizacji Telekomunikacji Międzynarodowej Unii Telekomunikacyjnej ITU-T (ang. International Telecommunication Union - Telecommunication Standardization Sector) określił siatkę kanałów optycznych, podaną w zaleceniu G.694.1. Dla sieci naziemnych konieczne było określenie nowej siatki, która pozwoli na efektywniejsze wykorzystanie widma, wobec rosnącego zróżnicowania wymagań co do szerokości pasma w kanale (np. kanał o prędkości 100 Gb/s mieszczący się w paśmie o szerokości 37.5 GHz, a kanał 400 Gb/s – w paśmie 75 GHz). Odnosząc się do tego problemu, ITU-T zaproponowała nową siatkę, która kojarzy z połączeniem optycznym zmienną liczbę szczelin częstotliwościowych; nazwano ją elastyczną siatką częstotliwości, powszechnie zwaną też siatką elastyczną (ang. flexgrid). Siatka elastyczna umożliwia przydzielenie zmiennej liczby szczelin częstotliwościowych o stałych wymiarach do kanału optycznego w zależności od jego wymagań. Szczelina częstotliwościowa ma szerokość 12.5 GHz, co pozwala na transmisję sygnałów z prędkością 100 Gb/s w paśmie o szerokości 37.5 GHz, zamiast w paśmie o szerokości 50 GHz, jak w przypadku stałej siatki.

W sieciach EON minimalna cząstka widma, jaka może być wykorzystana przez połączenie, nazywana jest ziarnistością szerokości szczeliny częstotliwościowej lub podstawową szczeliną częstotliwościową (Frequency Slot Unit – FSU – tego skrótu używamy odtąd w tekście, zastępując nim często całą nazwę), i równa się 12.5 GHz. Połączenie może zajmować widmo o szerokości równej $m \times 12.5$ GHz. Takie połączenie określa się jako m -szczelinowe. Nominalną częstotliwość środkową można obliczyć z wyrażenia: $f = 193.1 + V \times 0.00625$ THz, gdzie V jest liczbą całkowitą, a 0.00625 THz to ziarnistość nominalnej częstotliwości środkowej. Na przykład połączenie o prędkości transmisji 100 Gb/s, używające modulacji PM QPSK (ang. Polarization Multiplexing Quadrature Phase Shift Keying), zajmuje 3 szczeliny FSU (3×12.5 GHz = 37.5 GHz). Przykłady przydzielania kanałów z zastosowaniem siatki elastycznej pokazuje rys. 3.2. Szerokość pasma przydzielana do kanału optycznego zależy od żądanej prędkości transmisji, odległości do pokonania, jakości drogi połączeniowej, i/lub zastosowanego rodzaju modulacji.



Rysunek 3.2: Przydzielanie widma w siatce elastycznej

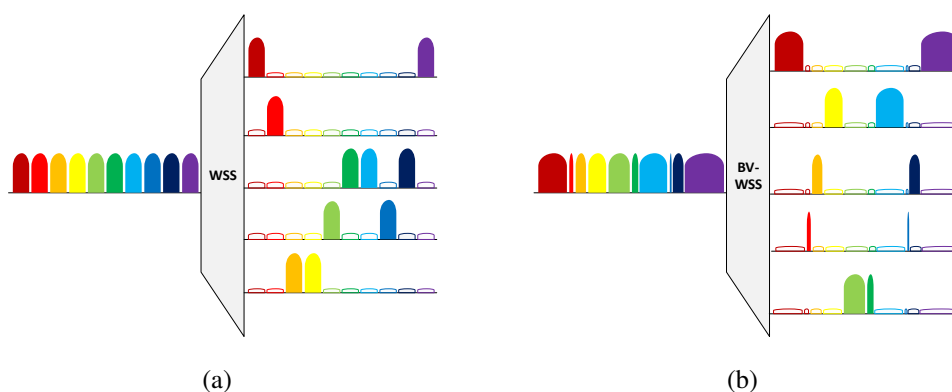
W siatce elastycznej widmo optyczne dzieli się na plastry o mniejszych szerokościach, takich jak 6,25 GHz czy 12,5 GHz. Relację między liczbą plastrów i odstępem między nimi przedstawia tabela 3.1.

Tabela 3.1: Teoretyczna maksymalna liczba kanałów DWDM (ang. Dense Wavelength-Division Multiplexing) w paśmie C, w zależności od odstępów międzykanałowego

Odstęp międzykanałowy w GHz	200	100	50	25	12.5
Odstęp międzykanałowy w nm	1.6	0.8	0.4	0.2	0.1
Kanały pasma C	21	43	87	175	350

3.2. Komponenty sieci WDM

Oprócz nadajników, odbiorników i innych urządzeń sieci WDM przedstawimy tutaj dwa najważniejsze urządzenia używane w naszej pracy: komutatory WSS (ang. Wavelength Selective Switch) i konwertery długości fali. Komutatorów WSS używa się do przełączania sygnałów pomiędzy włóknami światłowodowymi zgodnie z sygnałami sterującymi. Urządzenie to składa się z modułu optycznego i modułu sterowania. Najczęściej WSS zawiera pojedyncze wejście i wiele wyjść; w licznych publikacjach przedstawia się dziś jednak realizację WSS z wieloma wejściami. Większość implementacji WSS zależy od sposobu wykonania siatki dyfrakcyjnej, która umożliwia multipleksację i demultipleksację sygnałów jednocześnie w pojedynczym łączy. Innym elementem aktywnym jest przestrzenny modulator światła, np. wykonany w technologii LCoS (ang. Liquid Crystal on Silicon), który może zmieniać kierunek odbicia wejściowego promienia światła. Ścieżki promieni światła (ang. beam pathways) są różne dla różnych kombinacji długości fali i łączy wejściowego, tak, że promienie światła krzyżują się w module optycznym WSS. Technologia WSS polega na separacji widmowej i przestrzennej przychodzących sygnałów, a następnie na wyborze interesującej długości fali poprzez odchylenie promienia światła od pierwotnej ścieżki optycznej, by skierować go do innego łączy. Urządzenie BV-WSS (ang. Bandwidth-Variable WSS) jest podobne do WSS, z tą jednak różnicą, że BV-WSS może komutować nie tylko długość fal, ale i pasmo o zmiennej szerokości. Działanie zarówno WSS, jak i BV-WSS są przedstawione na rys. 3.3. Dostępne dzisiaj urządzenia WSS zawierają 1×9 , 1×20 , 1×23 lub nawet $M_{\text{wss}} \times N_{\text{wss}}$ łączy.



Rysunek 3.3: Komutatory WSS: (a) tradycyjne (ze stałą szerokością pasma) i (b) ze zmienną szerokością pasma

Kopiowanie danych z jednego kanału optycznego do innego kanału jest funkcją przetwarzania, spotykaną tylko w sieciach optycznych. Oczekuje się, że konwersja długości fali umożliwi efektywniejsze wykorzystanie sieci optycznych zarówno z komutacją kanałów jak i z komutacją pakietów. Przezroczyste konwertery długości fali staną się najprawdopodobniej znaczącymi elementami sieci nie tylko ze względu na pracę przy dużych szybkościach transmisji, ale także

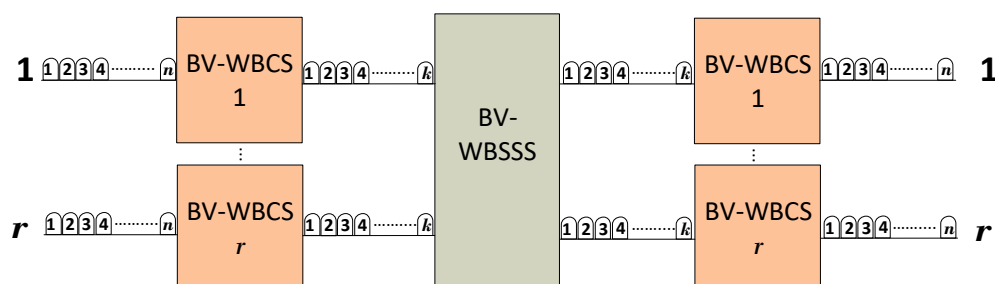
dlatego, że zmniejszą one wymagania na kosztowną i złożoną konwersję sygnału do postaci elektrycznej – konwersja O/E/O (ang. electrical-optical-electrical), która ogranicza z kolei możliwości uaktualniania i rozbudowy sieci. Zgodnie z zakresem strojenia, konwertery TSC (ang. Tunable Spectrum Converter) można zaklasyfikować jako konwertery pracujące w pełnym zakresie widma FRSC (ang. Full Range Spectrum Converter) lub konwertery działające w ograniczonym zakresie widma LRSC (ang. Limited Range Spectrum Converter). Konwertery FRSC mają zdolność konwersji pasma na dowolne inne pasmo w światłowodzie; konwertery LRSC mogą jedynie zamieniać pasmo na inne w ograniczonym zakresie, ale koszt urządzeń LRSC jest o wiele niższy niż FRSC. Wielu badaczy rozważa ostatnio problematykę stosowania konwerterów LRSC zamiast FRSC dla zmniejszenia całkowitego kosztu węzłów komutacyjnych.

4. Omawiane architektury i ograniczenia dotychczasowych wyników badań

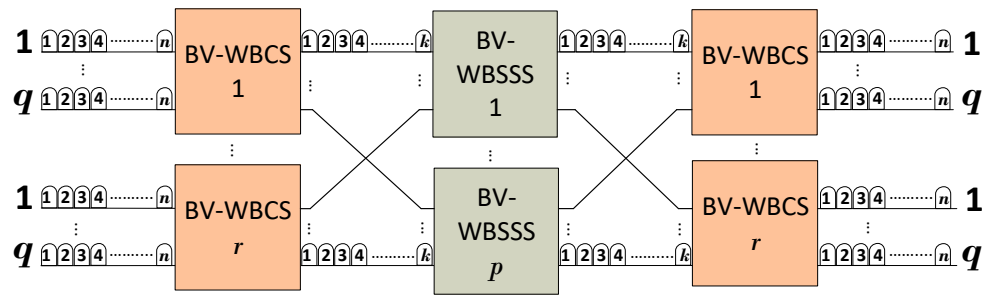
4.1. Architektury pól komutacyjnych

Elastyczne połączenia optyczne muszą być obsługiwane przez elastyczne optyczne węzły komutacyjne. Dwie wersje optycznych pól komutacyjnych o strukturze W-S-W (ang. Wavelength-Space-Wavelength) były dyskutowane w kilku artykułach – są one oznaczane jako WSW1 i WSW2. Struktury W-S-W uważa się za trzysekcyjne pola komutacyjne i nazywa się je tak, ponieważ wykorzystują konwersję długości fali w pierwszej i trzeciej sekcji, oraz komutację przestrzenną w sekcji środkowej. Niniejsza rozprawa koncentruje się na kombinatorycznych własnościach tych dwóch struktur pól komutacyjnych, dlatego zostaną one szczegółowo opisane. W pierwszej wersji pola W-S-W, nazywanego polem WSW1, zewnętrzne sekcje zbudowane są z r komutatorów BV-WBCS (ang. Bandwidth-Variable Waveband Converting Switch), a druga sekcja zawiera tylko jeden komutator BV-WBSSS (ang. Bandwidth-Variable Waveband Selective Space Switch), jak pokazano na rys. 4.1. Każde wejście i każde wyjście w polu WSW1 zawiera n szczelin FSU, natomiast łącza międzysekcyjne zawierają po k szczelin FSU. Od tego momentu architektura WSW1 będzie określana jako $WSW1(r, n, k)$ przy omawianiu dowolnej konfiguracji.

W polu WSW1 komutator BV-WBCS ma jedno włókno wejściowe i jedno włókno wyjściowe, a jego rolą jest przełączanie połączenia m -szczelinowego ze zbioru m sąsiednich szczelin FSU na wejściu do innego zbioru m sąsiednich szczelin FSU na wyjściu. Włókno jest podłączone do komutatora BV-WSS, który rozdziela różne połączenia m -szczelinowe, tak, że jedno połączenie jest przekazywane do jednego konwertera TSC. Każdy TSC może konwertować



Rysunek 4.1: Pole komutacyjne $WSW1(r, n, k)$

Rysunek 4.2: Pole komutacyjne WSW2(q, p, r, n, k)

sygnał z jednego zbioru wejściowych szczelin FSU do innego zbioru wyjściowych FSU, w zależności od sygnału sterującego. W polu WSW1 każdy konwerter TSC uważa się za konwerter FRSC. Po konwersji połączenia są przez łącznik PC (ang. Passive Coupler) przekazywane do światłowodu wyjściowego. W ogólnym przypadku włókna wejściowe i wyjściowe mogą mieć różną liczbę szczelin FSU. W polu komutacyjnym przedstawionym na rys. 4.1 każdy komutator BV-WBCS sekcji wejściowej ma n wejściowych szczelin FSU i k wyjściowych szczelin FSU; stąd minimalna liczba konwerterów TSC potrzebna do zapewnienia nieblokowności wynosi $\min\{n, k\}$, tak, aby wszystkie możliwe połączenia 1-szczelinowe mogły być konwertowane. r komutatorów BV-WBCS sekcji zewnętrznej jest łączonych poprzez jeden komutator BV-WBSSS sekcji środkowej, składający się z r komutatorów BV-WSS i r łączników PC. Inaczej niż w przypadku BV-WBCS, komutatory BV-WBSSS nie zawierają wcale konwerterów, mogą więc tylko komutować połączenia w przestrzeni. Rolą komutatorów BV-WSS jest kierowanie połączeń m -szczelinowych z jednego wejścia do różnych wyjść, natomiast rolą łączników PC jest łączenie połączeń m -szczelinowych z różnych wejść do jednego wyjścia.

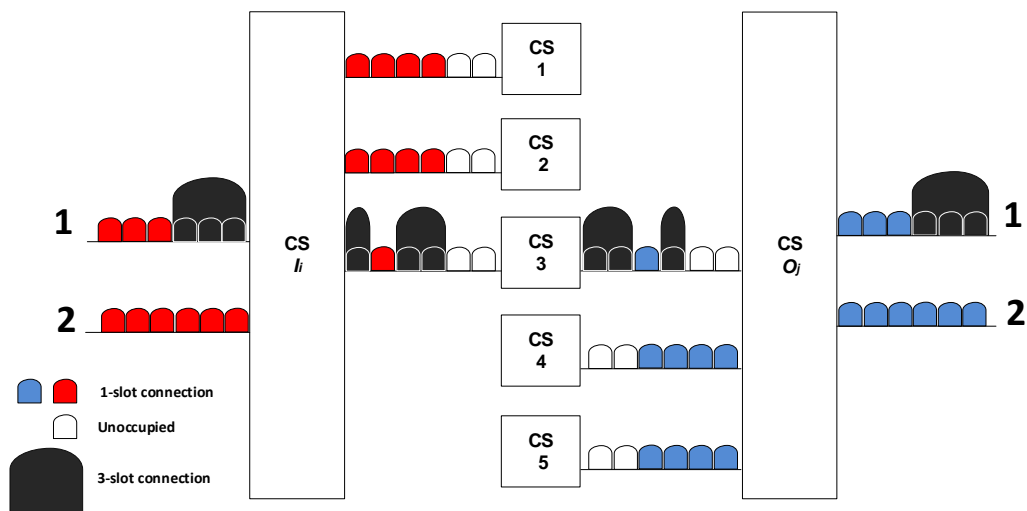
W polu WSW2 przedstawionym na rys. 4.2 pierwsza i trzecia sekcja zawierają r komutatorów BV-WBCS. Inaczej niż w WSW1, każdy komutator BV-WBCS sekcji pierwszej zawiera q wejść i p wyjść, a każdy komutator BV-WBCS sekcji trzeciej zawiera p wejść i q wyjść. Sekcja trzecia pola WSW2 zawiera p komutatorów BV-WBSSS o pojemności $r \times r$, każdy element liczy r komutatorów BV-WSS i r łączników PC. Zgodnie z omawianą konfiguracją pole takie będziemy określać jako pole komutacyjne WSW2(q, p, r, n, k).

4.2. Ograniczenia dotychczasowych wyników badań

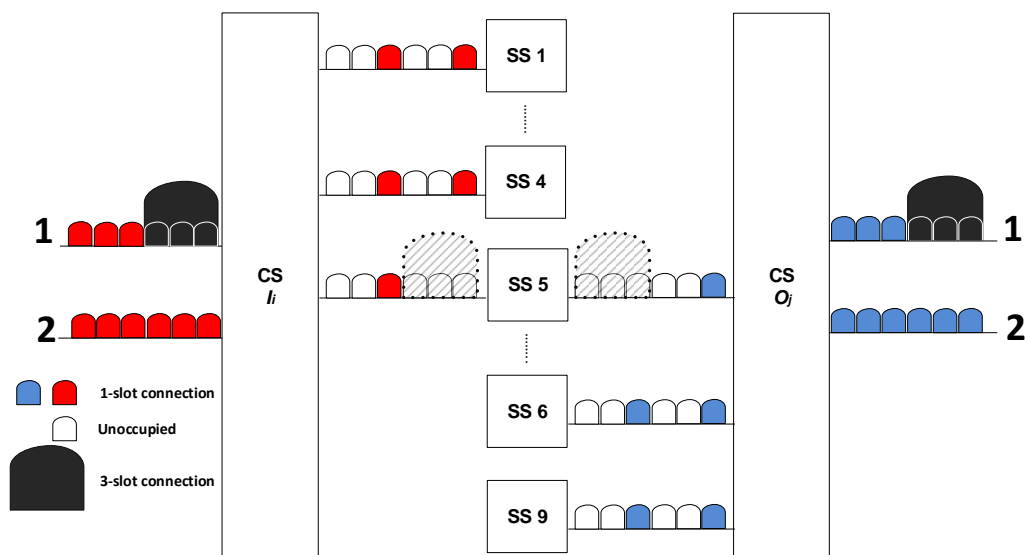
Pole komutacyjne WSW1 omawiane w niniejszej pracy jest podobne do wcześniej proponowanych pól komutacyjnych typu T-S-T (ang. Time-Space-Time). Pole T-S-T jest zbudowane z trzech sekcji komutatorów. Komutatory pierwszej i ostatniej sekcji mogą zmieniać kolejność szczelin czasowych, natomiast komutatory sekcji drugiej przełączają szczeliny w przestrzeni. Wielu autorów rozważało warunki nieblokowności dla wspomnianego pola. W

polach komutacyjnych T-S-T rozważane były jednak tylko połączenia, które mogą zajmować jedną szczelinę czasową. Połączenia wieloszczelinowe rozważano tylko dla pól typu T-T-T (ang. Time-Time-Time), które mają możliwości komutacyjne w domenie czasowej i przestrzennej dostępne we wszystkich sekcjach. Z powodu ograniczenia polegającego na tym, że szczeliny muszą być sąsiednie (ang. slot-adjacency constraint), które było przedstawione wcześniej w rozdziale 1, wyniki dla pól TDM nie mogą być aplikowane do pola WSW1. Pola komutacyjne, które mają możliwość konwersji dostępną we wszystkich sekcjach, nazywa się polami typu C-C-C (ang. Converting-Converting-Converting). Architektura T-T-T jest przykładem pola C-C-C. Ponieważ pole WSW2 zapewnia konwersję tylko w pierwszej i ostatniej sekcji, staje się ono, kiedy stosuje się warunki nieblokowania w wąskim sensie sformułowane dla architektur C-C-C. Pola komutacyjne nieblokowne w wąskim sensie wymagają zwykle większej liczby komutatorów w sekcji środkowej, zwłaszcza, kiedy obsługują połączenia o różnych prędkościach. Liczba komutatorów może być mniejsza, kiedy zastosujemy algorytm sterowania oparty na funkcjonalnym podziale komutatorów sekcji środkowej. Algorytm ten zakłada, że komutatory sekcji środkowej dzielą się na dwa podzbiory: komutatory z jednego podzbioru obsługują połączenia o niższych prędkościach, a połączenia o prędkościach wyższych są zestawiane przez komutatory z drugiego podzbioru. Prędkość graniczna pomiędzy podzbiorymi (określana także jako punkt podziału) we wszystkich znanych publikacjach była ograniczona do połowy pojemności łącza, tzn. $m = \frac{n}{2}$. Przyczyną jest to, że dla $m > \frac{n}{2}$ możemy mieć tylko jedno połączenie o takiej pojemności w jednym łączy wejściowym i/lub w łączy wyjściowym. Dlatego warunki nieblokowania w wąskim sensie są te same, jak dla przestrzennego pola komutacyjnego Closa, i determinują one wymaganą liczbę komutatorów w drugim podzbiore komutatorów sekcji środkowej. Powstaje jednak problem z liczbą komutatorów podzbioru pierwszego. Rozważmy np. pole komutacyjne WSW2(2, p, 2, 6, 6). Prędkość połączenia (punkt podziału), która rozdziela połączenia na dwie grupy, wynosi $m_1 = \frac{n}{2} = 3$. Jeśli zastosować notację używaną wcześniej w systemach TDM, połączenie 1-szczelinowe ma wagę $b = \frac{1}{6}$, a połączenie 3-szczelinowe ma wagę $B = 0.5$. Zgodnie z wcześniej znanymi warunkami wymagana liczba komutatorów w pierwszym podzbiore wynosi 5. Wynik ten nie bierze jednak pod uwagę ograniczenia polegającego na tym, że szczeliny muszą być sąsiednie, jak pokazano na rys. 4.3. Gdy uwzględniamy ograniczenie stosowania tylko sąsiednich szczelin, liczba wymaganych komutatorów wynosi 9. Ale w tym przypadku wynik jest obowiązujący tylko dla architektury C-C-C. Gdyby zastosować ten wynik do pola komutacyjnego WSW2, pole będzie blokowne. Sytuację, w której to pole komutacyjne jest w stanie blokady, gdzie tylko 9 komutatorów obsługuje połączenia o prędkościach do $m = 3$, pokazuje rys. 4.4. Nowe połączenie 3-szczelinowe jest blokowne, kiedy komutatory sekcji środkowej nie mają zdolności konwersji. W przeciwnym razie połączenie to mogłoby być zestawione poprzez komutator sekcji środkowej #5. Przykład ten pokazuje, że należy sformułować nowe warunki nieblokowania dla pola

WSW2. Badania przedstawione w niniejszej rozprawie stosują również algorytmy oparte na podziale funkcjonalnym; główna różnica polega na tym, że zastosowana jest inna liczba punktów podziału, a wartość tych punktów nie będzie ograniczona tylko do wartości $m_1 = \frac{n}{2}$. Wartość ta nie jest praktycznie stosowana w rzeczywistych sieciach, ponieważ pojedyncze połączenie nie wykorzystuje połowy szerokości pasma w łączy. Wykazano, że przy zastosowaniu $m_1 < \frac{n}{2}$ algorytm może być także zastosowany z powodzeniem, tzn. zmniejsza on wymaganą liczbę komutatorów w sekcji środkowej. Można też efektywnie zastosować więcej niż dwa punkty podziału i podzielić zbiór komutatorów sekcji środkowej na więcej niż dwa podzbiory.



Rysunek 4.3: Najbardziej niekorzystny stan w polu o strukturze C-C-C bez uwzględnienia ograniczenia polegającego na stosowaniu tylko sąsiednich szczelin



Rysunek 4.4: Różnica pomiędzy architekturami WSW2(2, 9, r , 6, 6) i C-C-C o podobnych parametrach z uwzględnieniem ograniczenia polegającego na stosowaniu tylko sąsiednich szczelin

5. Architektura WSW1(r, n, k): warunki nieblokowania i analiza numeryczna

5.1. Algorytmy sterowania

W niniejszej rozprawie omawiamy warunki nieblokowania SSNB i WSNB dla pola WSW1(r, n, k). Dla uzyskania nieblokowania WSNB zaproponowaliśmy kilka algorytmów, które przedstawimy poniżej.

Algorytm 2sFixFSU

W algorytmie 2sFixFSU zbiór \mathbb{F} szczelin FSU w każdym łączu międzysekcyjnym dzieli się na dwa podzbiory, \mathbb{F}_1 i \mathbb{F}_2 , gdzie szczeliny FSU w podziorze \mathbb{F}_1 stosuje się do obsługi połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m \leq n/2$, a połączenia o $m > n/2$ są obsługiwane przez szczeliny FSU w podziorze \mathbb{F}_2 . Graniczne prędkości połączeń pomiędzy dwoma podziorami nazywa się punktami podziału. Wartość $n/2$ została wybrana jako punkt graniczny, ponieważ w każdym łączu wejściowym lub wyjściowym możemy zestawić tylko jedno połączenie o $m > n/2$. Dlatego część pola komutacyjnego obsługująca takie połączenia może być uważana za przestrzenne pole komutacyjne. W polach komutacyjnych TDM algorytm sterowania z takim punktem podziału pozwala zmniejszyć liczbę komutatorów sekcji środkowej. Algorytm 2sFixFSU nie prowadzi jednak do jakiegokolwiek zmniejszenia wymaganej liczby szczelin FSU w łączach międzysekcyjnych pola WSW1.

Algorytm 2sVarFSU

Inaczej niż w algorytmie 2sFixFSU, punkt podziału w algorytmie 2sVarFSU nie jest ustalony dla $m = n/2$, ale dla wartości m_1 , która może się zmieniać w zależności od parametrów projektowych: n i m_{\max} . Podobnie jak w 2sFixFSU, zbiór \mathbb{F} szczelin FSU w każdym łączu międzysekcyjnym dzieli się na dwa podzbiory: \mathbb{F}_1 i \mathbb{F}_2 , ale tym razem szczeliny FSU w podziorze \mathbb{F}_1 wykorzystuje się do obsługi połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m < m_1$, a połączenia o $m_1 \leq m \leq m_{\max}$ obsługują szczeliny FSU w podziorze \mathbb{F}_2 , gdzie $1 < m_1 < \min\{m_{\max}, n/2\}$. Wartość m_1 może wpływać na całkowitą liczbę szczelin FSU wymaganą w łączach międzysekcyjnych.

Algorytm 3sFixFSU

W algorytmie 3sFixFSU szczeliny FSU w każdym łączu międzysekcyjnym dzielą się na trzy podzbiory, określane jako \mathbb{F}_1 , \mathbb{F}_2 , i \mathbb{F}_3 . Działanie algorytmu jest następujące. Załóżmy istnienie nowego połączenia m -szczelinowego. Kiedy $1 \leq m < m_1$, połączenie to będzie zestawione przy zastosowaniu m sąsiednich szczelin FSU w podzbiorze \mathbb{F}_1 . Podzbiór \mathbb{F}_1 zawiera k_1 szczelin FSU ponumerowanych od 1 do k_1 . Kiedy $m_1 \leq m \leq n/2$, m sąsiednich szczelin FSU w \mathbb{F}_2 będzie wykorzystanych przez to połączenie. Podzbiór \mathbb{F}_2 zawiera k_2 szczelin FSU ponumerowanych od $k_1 + 1$ do $k_1 + k_2$. Wreszcie, kiedy $m > n/2$, to nowe połączenie m -szczelinowe będzie zestawione przez m sąsiednich szczelin FSU w podzbiorze \mathbb{F}_3 . Podzbiór \mathbb{F}_3 ma k_3 szczelin FSU ponumerowanych od $k_1 + k_2 + 1$ do $k_1 + k_2 + k_3$. Całkowita liczba szczelin FSU w każdym łączu międzysekcyjnym wynosi $k = k_1 + k_2 + k_3$. Wartości m_1 i $n/2$ będą nazywane punktami podziału.

Algorytm 3sVarFSU

Algorytm ten otrzymuje się z algorytmu 3sFixFSU przez uwolnienie (ang. unfixing) drugiego punktu podziału, który był ustalony dla $m = n/2$. W algorytmie tym wartość drugiego punktu podziału m_2 może być różna w różnych polach komutacyjnych, zależnie od innych parametrów sieciowych: n , i m_{\max} i może to być dowolna wartość w zakresie $m_1 < m_2 < \min\{m_{\max}, n/2\}$. W algorytmie tym zbiór \mathbb{F} szczelin FSU dzieli się na trzy podzbiory, \mathbb{F}_1 , \mathbb{F}_2 , i \mathbb{F}_3 . Szczeliny FSU w podzbiorze \mathbb{F}_1 są używane do obsługi połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m < m_1$, szczeliny FSU w podzbiorze \mathbb{F}_2 są zarezerwowane dla połączeń o $m_1 \leq m < m_2$, a połączenia o $m_2 \leq m \leq m_{\max}$ obsługiwane są przez szczeliny FSU w podzbiorze \mathbb{F}_3 .

Algorytm XsVarFSU

W algorytmie X-split Variable FSU (XsVarFSU) zbiór \mathbb{F} szczelin FSU w każdym łączu międzysekcyjnym dzieli się na wiele podzbiorów, od \mathbb{F}_1 do \mathbb{F}_X , gdzie X wyznacza liczbę podzbiorów, na jakie dzieli się zbiór \mathbb{F} . Kiedy $X = 2$, otrzymujemy dwa podzbiory, \mathbb{F}_1 i \mathbb{F}_2 . W polu komutacyjnym z X podzbiorami mamy $X - 1$ punktów podziału oznaczonych jako m_i , $1 \leq i \leq X - 1$. Kiedy $X = 2$, otrzymujemy tylko jeden punkt podziału, oznaczony jako $m_{X-1} = m_1$; połączenie m -szczelinowe o $1 \leq m < m_1$ ma być obsługiwane przez szczeliny FSU podzbioru \mathbb{F}_1 , natomiast połączenia z $m \geq m_1$ są obsługiwane przez szczeliny FSU podzbioru \mathbb{F}_2 . Podobnie proponowany algorytm może podzielić międzysekcyjne szczeliny FSU na dowolną liczbę podzbiorów, gdzie $X \geq 2$. Zakładając, że $X = 3$, otrzymujemy dwa punkty podziału zamiast jednego, oznaczone jako m_1 i m_2 , a stąd mamy trzy podzbiory szczelin FSU, \mathbb{F}_1 , \mathbb{F}_2 i \mathbb{F}_3 . Zakładając, że $m_0 = 1$, połączenie m -szczelinowe o $m_{i-1} \leq m < m_i$ jest obsługiwane przez szczeliny FSU z podzbioru \mathbb{F}_i , a kiedy $m > m_{X-1}$ – z podzbioru \mathbb{F}_X .

5.2. Warunki nieblokwalności

W niniejszym podrozdziale przedstawiamy warunki nieblokwalności algorytmów proponowanych w rozprawie wraz z warunkami nieblokwalności SSNB dla architektury WSW1(r, n, k).

Twierdzenie 5.1. [SSNB] *Pole komutacyjne WSW1(r, n, k) jest nieblokwalne w wąskim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, wtedy i tylko wtedy, gdy:*

$$k_{\text{ssnb}} \geq \begin{cases} 2(n - m_{\max})m_{\max} + m_{\max} & 1 \leq m_{\max} < \frac{n}{2} \\ \frac{n^2+n}{2} & \frac{n}{2} \leq m_{\max} \leq n \end{cases} \quad (5.1)$$

Dowód: Dowód polega na znalezieniu najbardziej niekorzystnego stanu, podobnie jak w metodologii zastosowanej przez Closa; dowód można znaleźć w rozprawie na stronach 49-52.

Rozważymy teraz warunki nieblokwalności WSNB dla każdego z wymienionych algorytmów. Warunki te podane są w rozprawie wraz z dowodami w twierdzeniach od 5.2 do 5.6. Wymienimy tu kilka ogólnych równań, które będą zastosowane we wzorach określających warunki nieblokwalności w szerokim sensie dla poszczególnych algorytmów:

$$k_a(z) = 2(n - z + 1)(z - 1) + z - 1, \quad (5.2)$$

$$R(z) = \left(\frac{n - m}{z} - \left\lfloor \frac{n - m}{z} \right\rfloor \right) z, \quad (5.3)$$

$$k_b(z_1, z_2) = \max_{z_1 \leq m < z_2} \left\{ 2 \left(\left\lfloor \frac{n - m}{z_1} \right\rfloor (z_1 + m - 1) + R(z_1) \right) + m \right\}. \quad (5.4)$$

Twierdzenie 5.2. [2sFixFSU] *Pole komutacyjne WSW1(r, n, k) z funkcjonalnym podziałem szczelin FSU w łączach międzysekcyjnych jest nieblokwalne w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu 2sFixFSU, wtedy i tylko wtedy, gdy:*

$$k_{\text{wsnb}}^{2\text{sFixFSU}} \geq k_1^{2\text{sFixFSU}} + k_2^{2\text{sFixFSU}}, \quad (5.5)$$

gdzie: $k_1^{2\text{sFixFSU}}$ oznacza liczbę szczelin FSU wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m \leq n/2$, $k_2^{2\text{sFixFSU}}$ oznacza liczbę FSU wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $n/2 < m \leq m_{\max}$ i

$$k_1^{2\text{sFixFSU}} \geq k_a \left(\frac{n}{2} + 1 \right), \quad (5.6)$$

$$k_2^{2s\text{FixFSU}} = m_{\max}. \quad (5.7)$$

Twierdzenie 5.3. [3sFixFSU] Pole komutacyjne $WSW1(r, n, k)$ z funkcjonalnym podziałem szczelin FSU w łączach międzysekcyjnych jest niablokowalne w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu $3s\text{FixFSU}$, wtedy i tylko wtedy, gdy:

$$k_{\text{wsnb}}^{3s\text{FixFSU}} \geq k_1^{3s\text{FixFSU}} + k_2^{3s\text{FixFSU}} + k_3^{3s\text{FixFSU}}, \quad (5.8)$$

gdzie: $k_1^{3s\text{FixFSU}}$ oznacza liczbę szczelin FSU wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m < m_1$, $k_2^{3s\text{FixFSU}}$ wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $m_1 \leq m \leq n/2$, $k_3^{3s\text{FixFSU}}$ oznacza liczbę FSU wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $n/2 < m \leq m_{\max} \leq n$, i

$$k_1^{3s\text{FixFSU}} \geq k_a(m_1), \quad (5.9)$$

$$k_2^{3s\text{FixFSU}} \geq k_b\left(m_1, \frac{n}{2} + 1\right), \quad (5.10)$$

$$k_3^{3s\text{FixFSU}} = m_{\max}. \quad (5.11)$$

Dowód: By udowodnić to twierdzenie, wystarczy udowodnić działanie w warunkach niablokowalności SSNB pola komutacyjnego w każdej części podzielonego widma. Podejście takie było wcześniej stosowane dla połączeń wielokanałowych w polach TDM. Różnica w tym algorytmie jest taka, że podzielone zostało widmo, a nie komutatory sekcji środkowej. Dowód tego twierdzenia można znaleźć w rozprawie na stronach 60-62.

Twierdzenie 5.4. [2sVarFSU] Pole komutacyjne $WSW1(r, n, k)$ z funkcjonalnym podziałem szczelin FSU w łączach międzysekcyjnych jest niablokowalne w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu $2s\text{VarFSU}$, wtedy i tylko wtedy, gdy:

$$k_{\text{wsnb}}^{2s\text{VarFSU}} \geq k_1^{2s\text{VarFSU}} + k_2^{2s\text{VarFSU}}, \quad (5.12)$$

gdzie: $k_1^{2s\text{VarFSU}}$ oznacza liczbę szczelin FSU w \mathbb{F}_1 wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m < m_1$, $k_2^{2s\text{VarFSU}}$ oznacza liczbę FSU w podzbiorze \mathbb{F}_2 wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $m_1 \leq m \leq m_{\max}$,

$$k_1^{2s\text{VarFSU}} \geq k_a(m_1), \quad (5.13)$$

$$k_2^{2s\text{VarFSU}} \geq k_b(m_1, m_{\max} + 1). \quad (5.14)$$

Twierdzenie 5.5. [3sVarFSU] Pole komutacyjne $WSW_1(r, n, k)$ jest nieblokowane w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu $3sVarFSU$, wtedy i tylko wtedy, gdy:

$$k_{\text{wsnb}}^{3s\text{VarFSU}} \geq k_1^{3s\text{VarFSU}} + k_2^{3s\text{VarFSU}} + k_3^{3s\text{VarFSU}}, \quad (5.15)$$

gdzie: $k_1^{3s\text{VarFSU}}$ oznacza liczbę FSU wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m < m_1$, $k_2^{3s\text{VarFSU}}$ oznacza liczbę FSU wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $m_1 \leq m < m_2$, $k_3^{3s\text{VarFSU}}$ oznacza liczbę szczelin FSU wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $m_2 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, i

$$k_1^{3s\text{VarFSU}} \geq k_a(m_1), \quad (5.16)$$

$$k_2^{3s\text{VarFSU}} \geq k_b(m_1, m_2), \quad (5.17)$$

$$k_3^{3s\text{VarFSU}} \geq k_b(m_2, m_{\max} + 1). \quad (5.18)$$

Twierdzenie 5.6. [XsVarFSU] Pole komutacyjne $WSW_1(r, n, k)$ jest nieblokowane w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu $XsVarFSU$, wtedy i tylko wtedy, gdy:

$$k_{\text{wsnb}}^{Xs\text{VarFSU}} \geq k_1^{Xs\text{VarFSU}} + \sum_{i=2}^{X-1} k_i^{Xs\text{VarFSU}} + k_X^{Xs\text{VarFSU}}, \quad (5.19)$$

gdzie: $k_j^{Xs\text{VarFSU}} = |\mathbb{F}_j^{Xs\text{VarFSU}}|$, $1 \leq j \leq X$, and

$$k_1^{Xs\text{VarFSU}} \geq k_a(m_1), \quad (5.20)$$

$$k_i^{Xs\text{VarFSU}} \geq k_b(m_{i-1}, m_i), \quad (5.21)$$

$$k_X^{Xs\text{VarFSU}} \geq k_b(m_{X-1}, m_{\max} + 1). \quad (5.22)$$

5.3. Analiza numeryczna

Liczba szczelin FSU wymaganych w łączach międzysekcyjnych zależy od liczby szczelin FSU dostępnych w łączach wejściowych i wyjściowych, a także od maksymalnej liczby szczelin FSU, jaka może być wykorzystana przez jedno połączenie. Dla $m_{\max} = 1$ z wzoru 5.1 otrzymujemy $k_{\text{ssnb}} \geq 2n - 1$, tzn. wzór wygląda podobnie jak dla pól Closa, tym razem jednak dotyczy on liczby szczelin FSU, a nie liczby komutatorów sekcji środkowej. Kiedy

$m_{\max} > 1$, liczba wymaganych szczelin FSU w łączach międzysekcyjnych wzrasta. Na przykład, kiedy połączenia na łączach wejściowych mogą wykorzystać najwyżej 24 FSU ($n = 24$), dla uzyskania nieblokowlności SSNB, wymagana liczba FSU w łączach międzysekcyjnych wynosi odpowiednio $k_{\text{ssnb}} = 90, 129, 164$ dla $m_{\max} = 2, 3, \text{ i } 4$. Relacje dla różnych wartości n i m_{\max} przedstawia tabela 5.1.

Tabela 5.1: Wartości k_{ssnb} w polu WSW1(r, n, k) o różnych wartościach n i m_{\max}

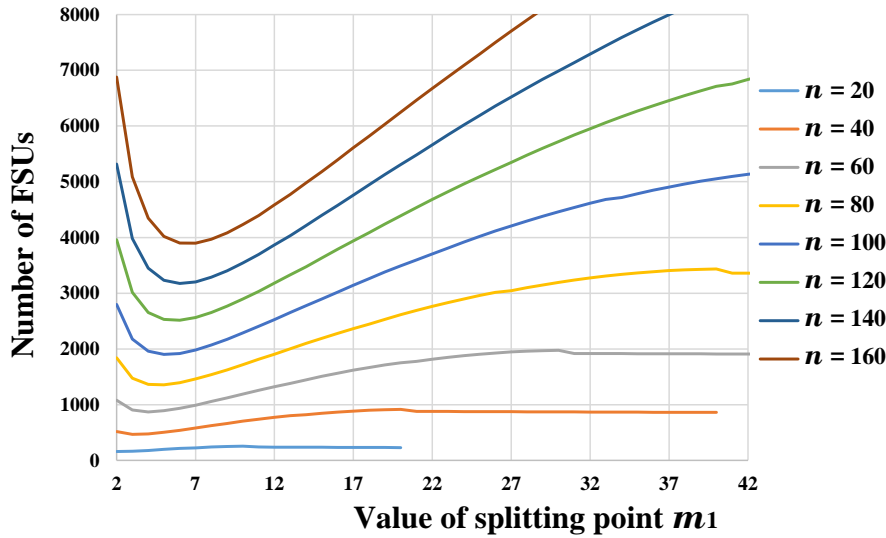
n	k_{ssnb}				
	$m_{\max} = 2$	$m_{\max} = 4$	$m_{\max} = \frac{n}{4}$	$m_{\max} = \frac{n}{2}$	$m_{\max} = n$
20	74	132	155	210	210
40	154	292	610	820	820
80	314	612	2420	3240	3240
160	634	1252	9640	12880	12880
320	1274	2532	38480	51360	51360

Dla algorytmu 2sFixFSU funkcjonalny podział szczelin FSU nie powoduje żadnych oszczędności w liczbie wymaganych FSU. Zatem algorytm ten nie ma praktycznego znaczenia, zwłaszcza, że ustala on punkt podziału dla $n/2$. W polach z większą wartością n (np. 320 FSU) nie będzie wcale połączeń wykorzystujących więcej niż połowę dostępnej szerokości pasma. W algorytmie 2sVarFSU możemy jednak starać się znaleźć taki punkt podziału, dla którego wymagana liczba szczelin FSU będzie najniższa. Relację pomiędzy m_1 i $k_{\text{wsnb}}^{2\text{sVarFSU}}$ dla n w zakresie od 20 do 160 z odstępem 20 przedstawia rys. 5.1. Dla różnych n najniższą wartość dla $k_{\text{wsnb}}^{2\text{sVarFSU}}$ osiąga się przy różnych wartościach m_1 , a wartości te są raczej niskie ($2 \leq m_1 \leq 7$).

Zanim wejdziemy w szczegóły dotyczące oszczędności uzyskiwanych dla poszczególnych algorytmów, zdefiniujmy najpierw oszczędność $(C_{\text{FSUs}}^{\text{Algorithm}})$. Oszczędność $C_{\text{FSUs}}^{\text{Algorithm}}$ jest obliczana przy zastosowaniu:

$$C_{\text{FSUs}}^{\text{Algorithm}} = \frac{k_{\text{ssnb}} - k_{\text{wsnb}}^{\text{Algorithm}}}{k_{\text{ssnb}}} * 100\%. \quad (5.23)$$

Oceńmy teraz, czy algorytm 3sFixFSU prowadzi do jakichkolwiek oszczędności w liczbie wymaganych FSU. W algorytmie tym, według twierdzenia 5.3, jeden punkt podziału jest ustalany dla $\frac{n}{2}$, a punkt podziału m_1 może mieścić się w zakresie od 2 do $\lfloor \frac{n}{2} - 1 \rfloor$. Dla $n = 20$ algorytm 3sFixFSU z $m_1 = \frac{n}{4}$ nie daje żadnego zmniejszenia wymaganej liczby FSU. Dla innych wartości n algorytm 3sFixFSU daje jednak pewne oszczędności, a oszczędność $C_{\text{FSUs}}^{3\text{sFixFSU}}$ wzrasta, kiedy wzrasta n . Na przykład dla $n = 40$, $C_{\text{FSUs}}^{3\text{sFixFSU}}$ wynosi 9%, a dla $n = 160$ $C_{\text{FSUs}}^{3\text{sFixFSU}}$ wynosi 20%. Minimalną wartość $k_{\text{wsnb}}^{3\text{sFixFSU}}$ dla różnych wartości n uzyskuje się przy różnych wartościach

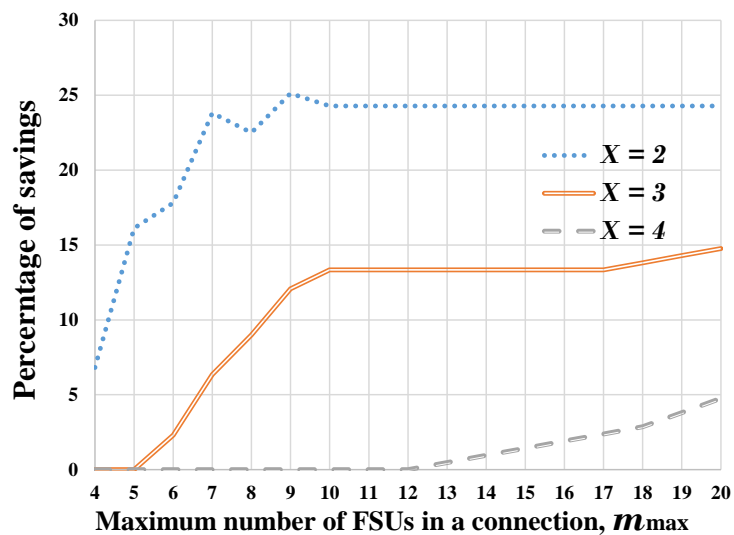
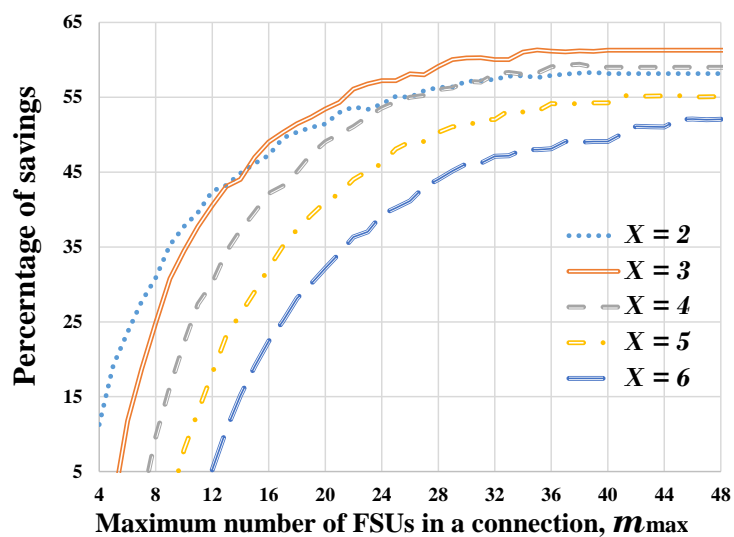
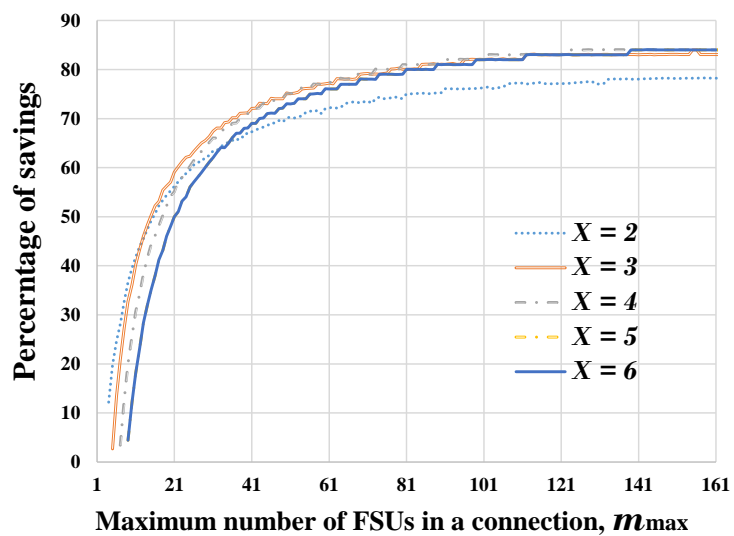


Rysunek 5.1: Zależność k_{wsnb} od m_1 przy zastosowaniu algorytmu 2sVarFSU; $m_{\text{max}} = n$

m_1 . Na przykład, gdy $n = 20$, minimalną wartość $k_{\text{wsnb}}^{3\text{sFixFSU}}$ uzyskuje się dla $m_1 = 2$, a dla $n = 80$ najlepszy punkt podziału uzyskuje się przy $m_1 = 5$. Oszczędność $C_{\text{FSUs}}^{3\text{sFixFSU}}$ może teraz wynieść nawet prawie 70% dla $n = 160$. W praktycznie realizowanych systemach wartość k jest wtedy ograniczona do 350 FSU, a wartość n jest ograniczona do około 30 (kiedy $n = 30$, mamy $k_{\text{wsnb}}^{3\text{sFixFSU}} \geq 343$, a gdy $n = 31$, mamy $k_{\text{wsnb}}^{3\text{sFixFSU}} \geq 363$ dla $m_{\text{max}} = n$). W polu komutacyjnym SSNB ta liczba jest ograniczona do 26. Ograniczenie liczby FSU w łączach pomiędzy węzłami sieci EON nie ma praktycznego znaczenia. Kiedy jednak rozważamy zastosowanie w sieciach centrów danych, ograniczenie liczby transponderów i szczelin FSU, które mogą być użyte w części OCS (ang. Optical Circuit Switching), może być praktycznie osiągalna i interesująca, tzn. kiedy $k = 350$, możemy wykorzystać aż do 26 FSU dla połączeń z innymi serwerami w polu SSNB, a kiedy zastosujemy algorytm 3sFixFSU, liczba FSU może się zwiększyć do 30. Główna różnica pomiędzy algorytmami 3sVarFSU i 3sFixFSU polega na tym, że oba punkty podziału, m_1 i m_2 są zmienne pod względem wartości. Dla $n = 160$ i 320 najniższą wartość $k_{\text{wsnb}}^{3\text{sVarFSU}}$ osiągnięto za pomocą różnych kombinacji m_1 i m_2 . Dla $m_{\text{max}} = n$ i $n = 160$ wartości $m_1 = 3$ i $m_2 = 12$ są najlepszymi punktami podziału. Jeżeli uwzględnimy prawie maksymalną pojemność pasma C, wyniki $m_{\text{max}} = n$ przy $n = 320$ pokazują, że kombinacje $m_1 = 4$ i $m_2 = 19$ są najlepsze pod względem oszczędności $C_{\text{FSUs}}^{3\text{sVarFSU}}$.

W rozprawie przedstawiliśmy więcej wyników dotyczących wpływu n , m_{max} , oraz wartości punktu/punktów podziału algorytmów 2sVarFSU oraz 3sVarFSU. Na podstawie tych wyników doszliśmy do podobnych wniosków, jak w przypadku algorytmu XsVarFSU; wyniki te można znaleźć w rozprawie na stronach 66-70. Jak wcześniej wspomniano, algorytm XsVarFSU może dzielić międzysekcyjne szczeliny FSU na dowolną liczbę podzbiorów; oznacza to, że gdy $X = 2$, algorytm ten zachowuje się dokładnie tak, jak algorytm 2sVarFSU, a kiedy $X = 3$, — jak 3sVarFSU. Za pomocą tego algorytmu możemy jednak zwiększyć liczbę podzbiorów powyżej 2 i

3, mianowicie do 4, 5, 6, a nawet więcej. Oceńmy algorytm XsVarFSU w polach komutacyjnych o liczbie szczelin FSU w zakresie $20 \leq n \leq 320$ w łączach wejściowych i wyjściowych. Dla $n = 20$, jak przedstawiono na rys. 5.2(a), pierwsza oszczędność pojawia się przy $X = 2$. Można od razu zauważyć, że wyniki dla wspomnianej wartości X są lepsze w porównaniu z wynikami dla innych wartości X . Sytuacja jest taka sama dla wszystkich wartości m_{\max} , gdzie $4 \leq m_{\max} \leq n$. Wartości $X = 3$ i 4 przyniosły pewne oszczędności, jednak dla tego n największa oszczędność występuje przy $X = 2$, a następnie odpowiednio przy 3, 4. Najmniejszą oszczędność $C_{\text{FSUs}}^{\text{XsVarFSU}}$ zanotowano przy $X = 4$. Wartości $X = 5$ i 6 nie dają żadnych oszczędności przy tym n . Jeśli chodzi o m_{\max} , najmniejsza wartość m_{\max} wymagana do uzyskania oszczędności jest różna, zależnie od wartości X . Pierwszy zysk dla $X = 2$ pojawia się przy $m_{\max} = 4$, a pierwszą oszczędność dla $X = 3$ i 4 notuje się odpowiednio przy $m_{\max} = 6$ i 13 . Dla $n = 80$, przy wartościach $m_{\max} \leq 15$, $X = 2$ jest najlepsze pod względem oszczędności $C_{\text{FSUs}}^{\text{XsVarFSU}}$. Dla $16 \leq m_{\max} \leq n$, $X = 3$ dało najwyższą oszczędność $C_{\text{FSUs}}^{\text{XsVarFSU}}$. Wartości progowe m_{\max} , dla których osiąga się oszczędności w liczbie szczelin FSU, to odpowiednio 4, 5, 7, 9, i 12. Więcej wyników przedstawiono na rys. 5.2(b). Jeśli chodzi o wyniki dla $n = 320$ przedstawione na rys. 5.2(c), można zauważyć, że $X = 2$ daje najlepsze oszczędności dla $m_{\max} < 13$. $X = 3$ jest najlepsze w przypadku $13 \leq m_{\max} \leq 53$. Jeśli chodzi o $53 \leq m_{\max} \leq 80$, oszczędności przy $X = 3$ i 4 są niemal identyczne. Dla $80 \leq m_{\max} \leq n$ najlepsze oszczędności pojawiają się przy $X = 4$. Co ciekawe, dla $157 \leq m_{\max} \leq n$ różnica w oszczędności $C_{\text{FSUs}}^{\text{XsVarFSU}}$ przy $X = 4, 5$ i 6 jest bardzo mała.

(a) $n = 20$ (b) $n = 80$ (c) $n = 320$ Rysunek 5.2: Oszczędność $C_{\text{FSUs}}^{\text{XsVarFSU}}$ w zależności od m_{\max} : (a) $n = 20$, (b) $n = 80$, (c) $n = 320$

6. Architektura $WSW2(q, p, r, n, k)$: warunki nieblokowania i analiza numeryczna

6.1. Algorytmy sterowania

W niniejszej rozprawie rozważamy pola komutacyjne $WSW2(q, p, r, n, k)$ nieblokowane w wąskim i w szerokim sensie. Aby zapewnić nieblokowanie w szerokim sensie, zaproponowaliśmy kilka algorytmów, które przedstawimy poniżej.

Algorytm 2sFixSWITCH

W algorytmie 2sFixSWITCH zbiór \mathbb{P} komutatorów sekcji środkowej dzieli się na dwa podzbiory, \mathbb{P}_1 i \mathbb{P}_2 , oraz, analogicznie do algorytmu 2sFixFSU, nowe połączenie m -szczelinowe, w którym $1 \leq m \leq \frac{n}{2}$, zostanie zestawione przez jeden z komutatorów sekcji środkowej w podzbiorku \mathbb{P}_1 , natomiast dla połączeń o $n/2 < m \leq m_{\max}$ wybiera się jeden z komutatorów sekcji środkowej w podzbiorku \mathbb{P}_2 . Wartość $m = \frac{n}{2}$ jest punktem podziału tego algorytmu.

Algorytm 2sVarSWITCH

Algorytm 2sVarSWITCH jest podobny do 2sFixSWITCH, w którym komutatory sekcji środkowej są także podzielone na dwa podzbiory. Różnica dotyczy jednak punktu podziału: zamiast ustalać punkt podziału m_1 na $\frac{n}{2}$, można ustalić dowolną wartość w zakresie $2 \leq m_1 \leq \min\{m_{\max}, \frac{n}{2} - 1\}$. Tym razem zbiór \mathbb{P} komutatorów sekcji środkowej dzieli się na dwa podzbiory, \mathbb{P}_1 i \mathbb{P}_2 . Komutatory w podzbiorku \mathbb{P}_1 są wykorzystywane do obsługi połączeń m -szczelinowych, w których $1 \leq m < m_1$, a komutatory w podzbiorku \mathbb{P}_2 obsługują tylko połączenia o $m_1 \leq m \leq m_{\max}$.

Algorytm 3sFixSWITCH

W algorytmie 3sFixSWITCH zbiór \mathbb{P} komutatorów sekcji środkowej dzieli się na trzy podzbiory, \mathbb{P}_1 , \mathbb{P}_2 , i \mathbb{P}_3 . Ponieważ algorytm 3sFixSWITCH dzieli komutatory sekcji środkowej na trzy podzbiory, wprowadza się dwa punkty podziału, mianowicie m_1 i $\frac{n}{2}$. Oznacza to, że każde połączenie m -szczelinowe, w którym $1 \leq m < m_1$, będzie zestawione przez jeden z

komutatorów w podzbiorze \mathbb{P}_1 , połączenia m -szczelinowe o $m_1 \leq m \leq \frac{n}{2}$ będą zestawiane przy zastosowaniu komutatorów w podzbiorze \mathbb{P}_2 , a dowolne połączenie m -szczelinowe o $\frac{n}{2} < m \leq m_{\max}$ będzie wykorzystywać jeden z komutatorów w podzbiorze \mathbb{P}_3 .

Algorytm 3sVarSWITCH

Algorytm 3sVarSWITCH jest podobny do 3sFixSWITCH: komutatory sekcji środkowej także dzielą się na trzy podzbiory. Wartości punktów podziału są jednak różne, zamiast punktu podziału m_2 ustalonego na $\frac{n}{2}$ może to być dowolna wartość w zakresie $m_1 < m_2 \leq m_{\max}$. Oznacza to, że każde połączenie m -szczelinowe, w którym $1 \leq m < m_1$, będzie zestawiane przez jeden z komutatorów w podzbiorze \mathbb{P}_1 , połączenia m -szczelinowe o $m_1 \leq m < m_2$ będą zestawiane przy zastosowaniu jednego z komutatorów w podzbiorze \mathbb{P}_2 , i wreszcie dowolne połączenie m -szczelinowe o $m_2 \leq m \leq m_{\max}$ będzie wykorzystywać jeden z komutatorów w podzbiorze \mathbb{P}_3 .

Algorytm XsVarSWITCH

W Algorytmie XsVarSWITCH zbiór \mathbb{P} komutatorów sekcji środkowej dzieli się na X podzbiorów \mathbb{P}_x , gdzie $1 \leq x \leq X$. W polu komutacyjnym zawierającym X podzbiorów mamy $X - 1$ punktów podziału oznaczonych jako m_i , $1 \leq i \leq X - 1$. Kiedy $X = 2$, mamy tylko dwa podzbiory, \mathbb{P}_1 i \mathbb{P}_2 , z jednym tylko punktem podziału, m_1 , gdzie połączenia m -szczelinowe o $1 \leq m < m_1$ są obsługiwane przez komutatory w podzbiorze \mathbb{P}_1 , a połączenia o $m \geq m_1$ są obsługiwane przez komutatory w podzbiorze \mathbb{P}_2 . Podobnie, kiedy $X = 3$, mamy 2 punkty podziału, połączenie m -szczelinowe o $1 \leq m < m_1$ jest obsługiwane w podzbiorze \mathbb{P}_1 , połączenia o $m_1 \leq m < m_2$ – w podzbiorze \mathbb{P}_2 , a połączenia o $m \geq m_2$ w podzbiorze \mathbb{P}_3 . Zakładając, że $m_0 = 1$, połączenie m -szczelinowe o $m_{i-1} \leq m < m_i$ jest obsługiwane przez komutatory w podzbiorze \mathbb{P}_i , a kiedy $m_{X-1} \leq m$ – w podzbiorze \mathbb{P}_X .

6.2. Warunki nielokowalności

W niniejszym podrozdziale przedstawiamy warunki nielokowalności w szerokim sensie dla algorytmów przedstawionych w rozprawie. Należy zauważyć, że warunki nielokowalności w wąskim sensie dla pola WSW2 były znane wcześniej, zostały one jednak włączone do rozprawy, ponieważ są istotne dla proponowanych badań.

Twierdzenie 6.1. [SSNB] Pole komutacyjne WSW2(q, p, r, n, k) jest niablokowane w wąskim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, wtedy i tylko wtedy, gdy:

$$p_{\text{ssnb}} \geq \max_{1 \leq m \leq m_{\max}} \left\{ \left\lfloor \frac{2(qn - m)}{\left\lfloor \frac{k}{m} \right\rfloor} \right\rfloor + 1 \right\}. \quad (6.1)$$

Przejdziemy teraz do warunków niablokowalności w szerokim sensie dla proponowanych algorytmów sterowania polem komutacyjnym WSW2. Podobnie jak to zrobiono wcześniej w rozdziale 5, wymienimy kilka równań, które zostaną później wykorzystane we wzorach określających warunki niablokowalności pola w szerokim sensie przy zastosowaniu określonych algorytmów.

$$p_a(z) = \max_{1 \leq m < z} \left\{ \left\lfloor \frac{2(qn - m)}{\left\lfloor \frac{k}{m} \right\rfloor} \right\rfloor + 1 \right\}, \quad (6.2)$$

$$p_b(z_1, z_2) = \max_{z_1 \leq m \leq z_2} \left\{ \left\lfloor \frac{2(qn - m)}{\left\lfloor \frac{k}{z_1 + m - 1} \right\rfloor + a(z_1, z_2)} \right\rfloor + 1 \right\}, \quad (6.3)$$

$$a(z_1, z_2) = \begin{cases} z_1, & \text{if } \left\lfloor \frac{k}{z_1 + m - 1} \right\rfloor = 0, \\ & \text{or } \left\lfloor \frac{k}{z_1 + m - 1} \right\rfloor > 0, \\ & m \leq R(z_1) < z_1 + m - 1, \\ & \text{and } z_1 + \left\lfloor \frac{R(z_1)}{\left\lfloor \frac{k}{z_1 + m - 1} \right\rfloor} \right\rfloor > z_2; \\ 0, & \text{if } \left\lfloor \frac{k}{z_1 + m - 1} \right\rfloor > 0, \\ & \text{and } R(z_1) < m. \\ R(z_1) - m + 1, & \text{if } \left\lfloor \frac{k}{z_1 + m - 1} \right\rfloor > 0, \\ & m \leq R(z_1) < z_1 + m - 1, \\ & \text{and } z_1 + \left\lfloor \frac{R(z_1)}{\left\lfloor \frac{k}{z_1 + m - 1} \right\rfloor} \right\rfloor \leq z_2, \end{cases} \quad (6.4)$$

$$R(z) = \left(\frac{k}{z + m - 1} - \left\lfloor \frac{k}{z + m - 1} \right\rfloor \right) z + m - 1. \quad (6.5)$$

Twierdzenie 6.2. [2sFixSWITCH] Pole komutacyjne $WSW2(q, p, r, n, k)$ jest nieblokowane w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu 2sFixSWITCH, jeżeli:

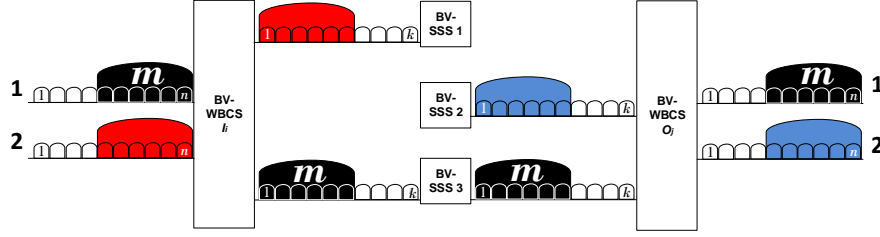
$$p_{\text{wsnb}}^{2\text{sFixSWITCH}} \geq p_1^{2\text{sFixSWITCH}} + p_2^{2\text{sFixSWITCH}}, \quad (6.6)$$

gdzie: $p_1^{2\text{sFixSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiorze \mathbb{P}_1 wykorzystanych do obsługi połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m \leq \frac{n}{2}$, $p_2^{2\text{sFixSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiorze \mathbb{P}_2 wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $\frac{n}{2} < m \leq m_{\max}$,

$$p_1^{2s\text{FixSWITCH}} \geq p_a \left(\frac{n}{2} + 1 \right), \quad (6.7)$$

$$p_2^{2s\text{FixSWITCH}} = \left\lfloor \frac{2(q-1)}{\left\lfloor \frac{k}{m_{\max}} \right\rfloor} \right\rfloor + 1. \quad (6.8)$$

Dowód: Liczba komutatorów sekcji środkowej w podzbiorze \mathbb{P}_1 zapewniających nieblokowalność w wąskim sensie jest dana nierównością (6.7) i otrzymywana z wzoru udowodnionego w twierdzeniu 6.1 przez podstawienie $m_{\max} = \frac{n}{2}$. Dowód dla równania (6.8) jest następujący. Niech (I_i, O_j, m) będzie nowym połączeniem o $m > \frac{n}{2}$. Połączenie to będzie obsługiwane przez jeden z komutatorów w podzbiorze \mathbb{P}_2 . W każdym wejściowym i wyjściowym włóknie światłowodowym może być zestawione najwyżej jedno połączenie o $m > \frac{n}{2}$. Nowe połączenie wykorzystuje jedno z włókien wejściowych w komutatorze I_i , zatem z pozostałych $q - 1$ włókien wejściowych nie więcej niż $q - 1$ połączeń może blokować nowe połączenie. Aby zablokować połączenie (I_i, O_j, m) w jednym komutatorze sekcji środkowej, potrzebujemy $\left\lfloor \frac{k}{m_{\max}} \right\rfloor$ połączeń m_{\max} -szczelinowych, a połączenia te mogą być podzielone pomiędzy łącza prowadzące z komutatorów sekcji środkowej do komutatorów I_i i O_j . Podzielenie $2(q - 1)$ przez $\left\lfloor \frac{k}{m_{\max}} \right\rfloor$ daje nam liczbę komutatorów międzysekcyjnych, które mogą być niedostępne dla połączenia (I_i, O_j, m) . Dla nowego połączenia potrzebny jest jeszcze jeden komutator, zatem otrzymujemy warunki podane w równaniu (6.8). Udowodnione tutaj warunki są warunkami dostatecznymi, lecz w wielu przypadkach stanowią one również warunki konieczne. Liczba komutatorów sekcji środkowej jest przeszacowana tylko wtedy, kiedy nie wszystkie szczeliny FSU $qn - m$ mogą być wykorzystane do konstruowania połączeń blokujących. Zdarza się tak na przykład, kiedy liczba szczelin FSU jest wystarczająca do zestawienia połączenia blokującego, ale w rzeczywistości takie połączenie nie może być zestawione, ponieważ te szczeliny FSU nie są sąsiednie, lecz rozproszone pomiędzy kilka łączy wejściowych komutatora wejściowego lub wyjściowego. Przykład najbardziej niekorzystnego stanu, jaki mógłby wystąpić w podzbiorze \mathbb{P}_2 , przedstawiono na rys. 6.1, dla WSW2(2, p , r , 10, 10) i $m = 6$. W przykładzie tym należy zestawić połączenie 6-szczelinowe, zaznaczone kolorem czarnym. Całkowita liczba połączeń blokujących $2(q - 1)$, wyróżnionych kolorem czerwonym i niebieskim, wynosi 2; liczba połączeń potrzebnych do zablokowania połączenia oznaczonego kolorem czarnym dla jednego komutatora międzysekcyjnego $\left\lfloor \frac{k}{m_{\max}} \right\rfloor$ wynosi 1; potrzebujemy zatem 3 komutatorów w $p_2^{2s\text{FixSWITCH}}$, aby skutecznie zestawić „czarne” połączenie.



Rysunek 6.1: Przykład najbardziej niekorzystnego stanu w podzbiorze \mathbb{P}_2 przy zastosowaniu algorytmu 2sFixSWITCH

Twierdzenie 6.3. [2sVarSWITCH] Pole komutacyjne $WSW2(q, p, r, n, k)$ jest nieblokowane w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu 2sVarSWITCH, jeżeli:

$$p_{\text{wsnb}}^{2\text{sVarSWITCH}} \geq p_1^{2\text{sVarSWITCH}} + p_2^{2\text{sVarSWITCH}}, \quad (6.9)$$

gdzie: $p_1^{2\text{sVarSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiorze \mathbb{P}_1 wykorzystanych do obsługi połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m < m_1$, $p_2^{2\text{sVarSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiorze \mathbb{P}_2 wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $m_1 \leq m \leq m_{\max}$,

$$p_1^{2\text{sVarSWITCH}} \geq p_a(m_1), \quad (6.10)$$

$$p_2^{2\text{sVarSWITCH}} \geq p_b(m_1, m_{\max}). \quad (6.11)$$

Twierdzenie 6.4. [3sFixSWITCH] Pole komutacyjne $WSW2(q, p, r, n, k)$ jest nieblokowane w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu 3sFixSWITCH, jeżeli:

$$p_{\text{wsnb}}^{3\text{sFixSWITCH}} \geq p_1^{3\text{sFixSWITCH}} + p_2^{3\text{sFixSWITCH}} + p_3^{3\text{sFixSWITCH}}, \quad (6.12)$$

gdzie: $p_1^{3\text{sFixSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiorze \mathbb{P}_1 wykorzystanych do obsługi połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m < m_1$, $p_2^{3\text{sFixSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiorze \mathbb{P}_2 wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $m_1 \leq m \leq n/2$, $p_3^{3\text{sFixSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiorze \mathbb{P}_3 zastosowanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $n/2 < m \leq m_{\max}$,

$$p_1^{3\text{sFixSWITCH}} \geq p_a(m_1), \quad (6.13)$$

$$p_2^{3\text{sFixSWITCH}} \geq p_b(m_1, \frac{n}{2}), \quad (6.14)$$

$$p_3^{3s\text{FixSWITCH}} = \left\lfloor \frac{2(q-1)}{\left\lfloor \frac{k}{m_{\max}} \right\rfloor} \right\rfloor + 1. \quad (6.15)$$

Twierdzenie 6.5. [3sVarSWITCH] Pole komutacyjne $WSW2(q, p, r, n, k)$ jest nieblokowane w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu $3s\text{VarSWITCH}$, jeżeli:

$$p_{\text{wsnb}}^{3s\text{VarSWITCH}} \geq p_1^{3s\text{VarSWITCH}} + p_2^{3s\text{VarSWITCH}} + p_3^{3s\text{VarSWITCH}}, \quad (6.16)$$

gdzie: $p_1^{3s\text{VarSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiore \mathbb{P}_1 wykorzystanych do obsługi połączeń m -szczelinowych o $1 \leq m < m_1$, $p_2^{3s\text{VarSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiore \mathbb{P}_2 wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $m_1 \leq m < m_2$, $p_3^{3s\text{VarSWITCH}}$ oznacza liczbę komutatorów sekcji środkowej w podzbiore \mathbb{P}_3 wykorzystanych do zestawienia połączeń m -szczelinowych o $m_2 \leq m \leq m_{\max}$,

$$p_1^{3s\text{VarSWITCH}} \geq p_a(m_1), \quad (6.17)$$

$$p_2^{3s\text{VarSWITCH}} \geq p_b(m_1, m_2 - 1), \quad (6.18)$$

$$p_3^{3s\text{VarSWITCH}} \geq p_b(m_2, m_{\max}), \quad (6.19)$$

Twierdzenie 6.6. [XsVarSWITCH] Pole komutacyjne $WSW2(q, p, r, n, k)$ jest nieblokowane w szerokim sensie dla połączeń m -szczelinowych, $1 \leq m \leq m_{\max} \leq n$, przy zastosowaniu algorytmu $Xs\text{VarSWITCH}$, jeżeli:

$$p_{\text{wsnb}}^{Xs\text{VarSWITCH}} \geq p_1^{Xs\text{VarSWITCH}} + \sum_{i=2}^{X-1} p_i^{Xs\text{VarSWITCH}} + p_X^{Xs\text{VarSWITCH}}, \quad (6.20)$$

gdzie $p_j^{Xs\text{VarSWITCH}} = |\mathbb{P}_j^{Xs\text{VarSWITCH}}|$, $1 \leq j \leq X$,

$$p_1^{Xs\text{VarSWITCH}} \geq p_a(m_1), \quad (6.21)$$

$$p_i^{Xs\text{VarSWITCH}} \geq p_b(m_{i-1}, m_i - 1), \quad (6.22)$$

$$p_X^{Xs\text{VarSWITCH}} \geq p_b(m_{X-1}, m_{\max}). \quad (6.23)$$

6.3. Analiza numeryczna

Liczba komutatorów wymaganych w sekcji środkowej zależy od zmiennych n , k , q i m_{\max} . Kiedy $m_{\max} > 1$, liczba wymaganych komutatorów sekcji środkowej rośnie. Na przykład, kiedy połączenia w łączach wejściowych mogą wykorzystać najwyżej 20 szczelin FSU ($n = 20$), wymagana liczba komutatorów sekcji środkowej, przy której pole jest nieblokowane w wąskim sensie, wynosi odpowiednio $p = 1, 2$, i 3 dla $m_{\max} = 2, 3$, i 5 . Podobnie jak dla WSW1, oszczędność ($C_p^{\text{Algorithm}}$), określana niekiedy jako zysk, to procentowa różnica pomiędzy liczbą komutatorów sekcji środkowej wymaganych w polu nieblokowanym w wąskim sensie (p_{ssnb}) i liczbą komutatorów wymaganych przy zastosowaniu danego algorytmu sterowania $p_{\text{wsnb}}^{\text{Algorithm}}$; jest ona obliczana z zastosowaniem równania:

$$C_p^{\text{Algorithm}} = \frac{p_{\text{ssnb}} - p_{\text{wsnb}}^{\text{Algorithm}}}{p_{\text{ssnb}}} * 100\%. \quad (6.24)$$

Najważniejszym czynnikiem, jaki wpływa na oszczędność $C_p^{\text{Algorithm}}$ każdego algorytmu, jest umiejscowienie punktu podziału. W algorytmie 2sVarSWITCH dla każdego n istnieje wartość m_1 , dla której $p_{\text{wsnb}}^{2\text{sVarSWITCH}}$ osiąga minimum. Punkty podziału, dla których uzyskuje się najlepsze wartości, notuje się, kiedy $2 \leq m_1 \leq 11$. Jeśli wejdziemy głębiej w szczegóły, zauważymy, że zwiększenie wartości m_1 powoduje wzrost liczby komutatorów podzbioru \mathbb{P}_1 , a zarazem liczba komutatorów w podzbiorze \mathbb{P}_2 zmniejsza się. Ta tendencja trwa, aż liczba komutatorów w podzbiorze \mathbb{P}_2 stabilizuje się przy $m_1 = \frac{n}{2} + 1$, a następnie w podzbiorze \mathbb{P}_1 stabilizuje się przy $m_1 = \frac{n}{2} + 2$. Ostatecznie liczba komutatorów wymagana do osiągnięcia nieblokowności pozostaje taka sama dla wszystkich wartości $m_{\max} \geq \frac{n}{2} + 2$. W algorytmie 3sVarSWITCH oba punkty podziału, m_1 i m_2 , są zmienne co do wartości. Na przykład, kiedy $n = 320$ i $2 \leq m_{\max} \leq n$, punkty podziału dają największe oszczędności przy $2 \leq m_1 \leq 9$ i $4 \leq m_2 \leq 73$. Dla algorytmu 3sFixSWITCH najlepsze wartości m_1 zmieniają się od $m_1 = 5$ dla $n = 20$ do 174 dla $n = 320$. Każdy z proponowanych algorytmów ma swoją własną wartość m_{\max} , dla której oszczędność $C_p^{\text{Algorithm}}$ staje się zauważalna, tzn. dla WSW2(4, p , r , 20, 20), $m_{\max} = 7$ jest punktem, w którym oszczędność $C_p^{3\text{sFixSWITCH}}$ zaczyna rosnać, podczas gdy $m_{\max} = 3$ i 6 są punktami, w których oszczędności odpowiednio $C_p^{2\text{sVarSWITCH}}$ i $C_p^{3\text{sVarSWITCH}}$ zaczynają się pojawiać.

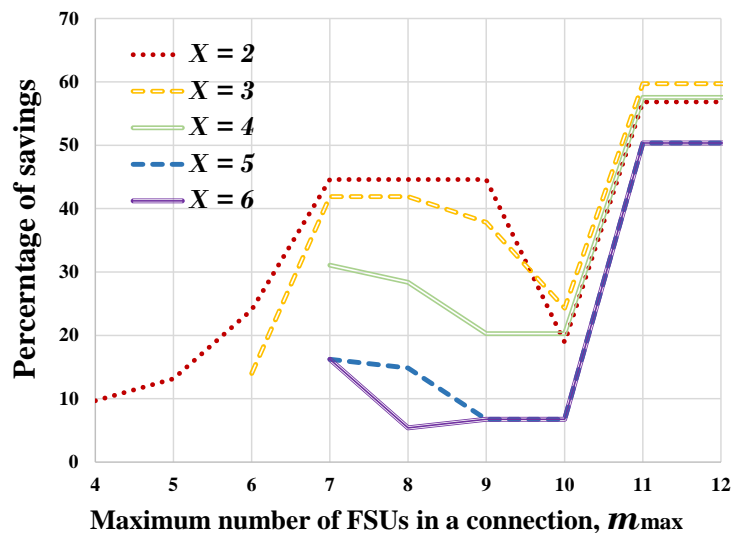
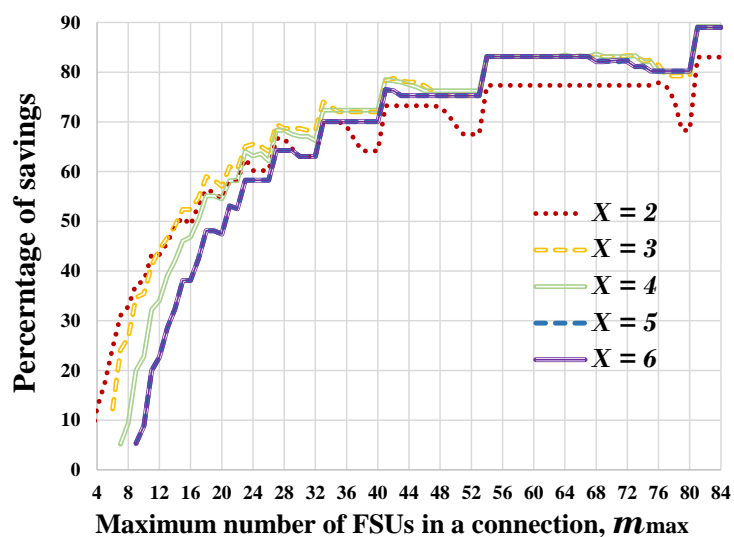
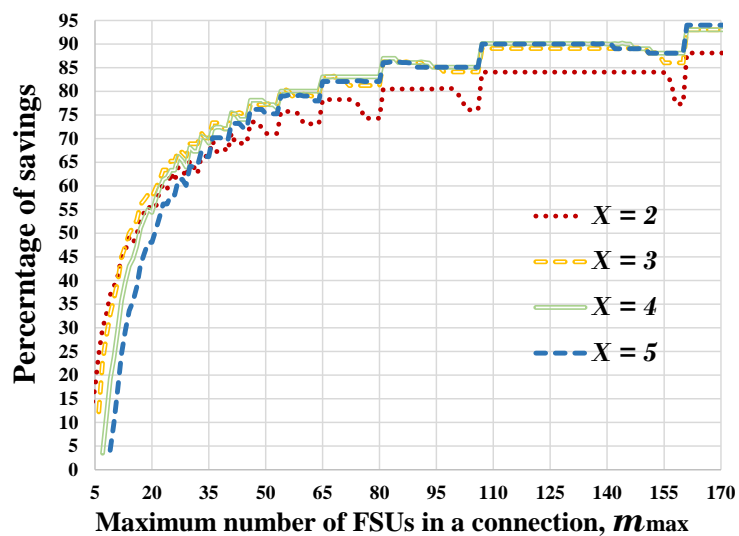
Podobnie jak w poprzednim podrozdziale, porównanie pomiędzy algorytmami 2sVarSWITCH i 3sVarSWITCH będzie zawarte w algorytmie XsVarSWITCH z powodu podobnych wniosków. Dla pola WSW2(4, p , r , 20, 20), jak pokazano na rys. 6.2(a), pierwszą oszczędność $C_p^{X\text{sVarSWITCH}}$ można zauważyć przy $X = 2$ (co odpowiada algorytmowi 2sVarSWITCH). Od razu widać, że $X = 2$ jest najlepszą wartością spośród wszystkich X . Sytuacja zaczyna się zmieniać, kiedy wartość m_{\max} powiększa się do 10, gdzie $X = 3$ okazuje

się najlepszą opcją spośród wszystkich wartości $m_{\max} \leq n$, a następnie $X = 4$. Kiedy liczba podzbiorów przekracza 4, oszczędność $C_p^{XsVarSWITCH}$ spada niemal liniowo. Najmniejszą oszczędność $C_p^{XsVarSWITCH}$ dla tej wartości n notuje się przy $X = 6$.

Sytuacja w przypadku architektury WSW2(4, p , r , 40, 40) jest inna: oszczędność C_p^{2s} jest najwyższa dla wartości $m_{\max} < 12$. Kiedy $12 \leq m_{\max} \leq 18$, możemy zauważyć, że oszczędność C_p^{3s} jest większa niż oszczędność C_p^{2s} . Dla wartości $m_{\max} \geq 20$, przy $X = 4$ C_p^{4s} osiąga najlepszą wartość 73.8%, podczas gdy przy $X = 2$ i 3 osiągnięte oszczędności są równe odpowiednio 68.8% i 73.1%.

Dla architektury WSW2(4, p , r , 160, 160) i $m_{\max} < 12$ oszczędność C_p^{2s} jest także najwyższa. Kiedy jednak $12 \leq m_{\max} \leq 34$, oszczędność C_p^{3s} okazuje się wyższa niż C_p^{2s} . Dla $35 \leq m_{\max} \leq \frac{n}{2}$ oszczędności przy $X = 3, 4$ i 5 są niemal takie same. Kiedy $m_{\max} > \frac{n}{2}$, wartość $X = 4$ jest najlepsza ze względu na uzyskiwane oszczędności, jak pokazuje rys. 6.2(b).

Dla architektury WSW2(4, p , r , 320, 320), przedstawionej na rys. 6.2(c), zgodnie z oczekiwaniami wartość $X = 2$ jest najlepsza przy $m_{\max} < 12$. Jednakże oszczędność C_p^{3s} jest wyższa, niż C_p^{2s} , kiedy $12 \leq m_{\max} \leq 56$. Dla $57 \leq m_{\max} \leq 106$, $X = 3, 4$ i 5 oszczędności są niemal takie same. Kiedy $107 \leq m_{\max} \leq 160$, najwyższą oszczędność C_p osiąga się przy $X = 4$, a dla pozostałych wartości $m_{\max} > \frac{n}{2}$, przy $X = 5$ osiągnięto najwyższe oszczędności.

(a) $n = 20$ (b) $n = 160$ (c) $n = 320$

Rysunek 6.2: Oszczędność $C_P^{XsVarSWITCH}$ w zależności od m_{\max} : (a) $n = 20$, (b) $n = 160$, (c) $n = 320$

7. Optymalizacja architektury W-S-W

7.1. Pole WSW1(r, n, k)

Pole WSW1 składa się z jednego tylko komutatora BV-WBSSS w sekcji środkowej, jednego wejściowego włókna światłowodowego prowadzącego do każdego komutatora BV-WBCS sekcji pierwszej i jednego włókna wyjściowego z każdego komutatora BV-WBCS sekcji trzeciej. Pojemność pola komutacyjnego WSW1 wynosi N , gdzie $N = r$. Dla WSW1 m_{\max} nie ma wpływu na liczbę wymaganych elementów, jednakże m_{\max} wpływa na k . Wszystkie zaproponowane algorytmy dla WSW1 określają wartość k , co w tym polu nie ma wpływu na liczbę elementów. Liczbę elementów dla WSW1 oblicza się z użyciem wzorów:

$$TSCs = 2nr, \quad (7.1)$$

$$BVWSSs = 3r. \quad (7.2)$$

Liczba szczelin FSU n w każdym wejściowym włóknie światłowodowym ma bezpośredni wpływ na liczbę konwerterów TSC: zwiększenie n z 20 do 40 prowadzi do wzrostu liczby wymaganych TSC o 100%. Liczba konwerterów TSC jest dwa razy większa od maksymalnej liczby szczelin FSU, jaka mogłaby być obsłużona w polu komutacyjnym. Dla danej wartości n i N , liczby wymaganych konwerterów TSC i komutatorów BV-WSS są stałe i nie zmieniają się bez względu na zastosowany algorytm sterowania. Co jednak ważne, dla każdego algorytmu sterowania potrzebna jest inna wartość k , tzn. należy zastosować konwertery TSC o różnych zakresach konwersji. Zakres konwersji może wpływać na koszt urządzenia, zatem w tym sensie koszt pola może być zmniejszany. Parametr r , który jest równy N , jest jedynym parametrem, który mógłby oddziaływać na liczbę wymaganych komutatorów BV-WSS. Obliczenia te nie uwzględniają jednak wymiarów komutatorów BV-WSS. Biorąc pod uwagę ten czynnik, powinniśmy uwzględnić także parametr n . Zakładając, że n jest mniejsze niż lub równe liczbie wyjść komutatora BV-WSS, najmniejszą liczbę wymaganych komutatorów BV-WSS o danych wymiarach osiąga się, kiedy $N \leq n$.

7.2. Pole WSW2(q, p, r, n, k)

Pojemność pola komutacyjnego WSW2 wynosi N przy $N = rq$. Do oceny tej struktury jako przykłady wybrano pola komutacyjne o pojemnościach $N = 8, 16$ i 32 . Każde z tych pól jest rozważane we wszystkich możliwych konfiguracjach w odniesieniu do n, r, k, q, p, m_{\max} . Wszystkie rozważane algorytmy sterowania dla pola WSW2 mają bezpośredni wpływ na p_{wsnb} , gdzie p_{wsnb} może mieć różne wartości dla tego samego n, r, k, q i m_{\max} . Dla różnych wartości m_{\max} algorytmy 2sVarSWITCH, 3sVarSWITCH i XsVarSWITCH są najlepsze pod względem wartości p_{wsnb} . W tym podrozdziale skupimy się tylko na algorytmach, które dzielą komutatory sekcji środkowej na maksymalnie 3 podzbiory. Aby uzyskać dokładne porównanie algorytmów, rozpoczniemy porównywanie od $m_{\max} = 5$, chociaż oszczędność $C_p^{2s\text{VarSWITCH}}$ jest wyższa niż 0, kiedy $m_{\max} = 3$, ale pojawia się ona tylko od wartości $m_{\max} = 5$ w algorytmie 3sVarSWITCH. Liczbę elementów pola WSW2 oblicza się, stosując następujące wzory:

$$TSCs = 2nqrp, \quad (7.3)$$

$$BVWSSs = r(q + 2p). \quad (7.4)$$

Liczba elementów wzrasta wraz ze wzrostem wartości m_{\max} . Z praktycznego punktu widzenia niskie wartości m_{\max} są dziś szeroko stosowane w OCS, z tego powodu uwzględniane były wartości m_{\max} w zakresie $5 \leq m_{\max} \leq 19$. Rozważmy wartości m_{\max} początkową i końcową tego zakresu. Liczba komutatorów BV-WSS wymaganych dla pola WSW2(4, p , 2, 20, 20) o $N = 8$, i $m_{\max} = 19$ jest o 43.5% większa niż kiedy $m_{\max} = 5$; z drugiej strony, dla WSW2(4, p , 2, 320, 320) i $m_{\max} = 19$, potrzebujemy o 51.3% więcej komutatorów BV-WSS w porównaniu z $m_{\max} = 5$. m_{\max} oddziałuje na liczbę konwerterów TSC w prawie tym samym stosunku, jak na liczbę komutatorów BV-WSS: dla pola WSW2(4, p , 2, 20, 20) o $m_{\max} = 19$, potrzebujemy o 45% więcej konwerterów TSC w porównaniu z $m_{\max} = 5$. Dla pola WSW2(4, p , 2, 320, 320), różnica w liczbie konwerterów TSC pomiędzy początkową i końcową wartością m_{\max} wynosi 52.8%.

Rozważmy inny kluczowy czynnik: zwiększanie k zmniejsza liczbę komutatorów BV-WBSSS wymaganych w sekcji środkowej; z kolei liczby konwerterów TSC i komutatorów BV-WSS w sekcjach zewnętrznych także ulegają zmniejszeniu. Należy zauważyć, że zwiększanie k musi być połączone z powiększaniem zakresu konwersji w konwerterach TSC, aby objąć większą liczbę szczelin FSU, co podnosi koszt samego konwertera TSC. Jak wspomniano wyżej, k ma bezpośredni wpływ na liczbę elementów, tzn. zakładając $m_{\max} = 5$ i $N = 8$, podwojenie wartości k w WSW2(4, p , 2, 20, 20) daje w rezultacie o 45.7% mniejszą liczbę komutatorów BV-WSS i o 48.4% mniejszą liczbę konwerterów TSC, ze względu na odwrotną zależność

między p i k . Inaczej niż p , parametr k oddziałuje na inny parametr WSW2, którym jest q . Najmniejszą liczbę wymaganych w polu komutacyjnym konwerterów TSC notuje się, kiedy k osiąga wartość maksymalną, a q minimalną.

Parametr q jest odwrotnie proporcjonalny do r , dlatego zmniejszanie q daje w rezultacie mniejszą liczbę elementów. Dla pola komutacyjnego WSW2($q, p, r, 20, 20$) o pojemności $N = 16$, i $m_{\max} = 5$ liczby komutatorów BV-WSS i konwerterów TSC wzrastają wraz ze wzrostem wartości q . Kiedy podwajamy n , liczba BV-WSS pozostaje stała dla $q > r$. Liczba komutatorów BV-WSS zwiększa się z 272 do 286 wraz z wartością q rosnącą od 2 do 16. Zakładając $m_{\max} = 11$, $N = 16$, dla pola WSW2(16, $p, 1, 20, 20$) potrzebujemy 161280 konwerterów TSC; tylko 7040 jest wymaganych dla pola WSW2(1, $p, 16, 20, 20$). Zwiększanie r skutkuje mniejszą liczbą komutatorów BV-WSS, tzn. dla architektury WSW2($q, p, r, 20, 20$), $N = 8$, i $m_{\max} = 5$, możemy zauważyć, że kiedy r wzrasta od 1 do 4, liczba komutatorów BV-WSS maleje z 142 do 136, niemal o 4%. Kiedy m_{\max} rośnie, liczba BV-WSS wciąż maleje pod wpływem rosnącej wartości r . Zasadniczy wniosek dotyczący optymalizacji architektury WSW2 jest taki, że aby skonstruować pole komutacyjne o danej pojemności N , zawsze lepiej jest minimalizować wartość q oraz maksymalizować r i k . Jednakże wzrost k może prowadzić do większego zakresu konwersji konwerterów długości fali. Najlepszym wyborem jest zastosowanie komutatorów BV-WBCS o $q = 1$. Kiedy m_{\max} wzrasta, lepiej zastosować algorytmy, które dzielą komutatory sekcji środkowej na więcej podzbiorów, by zmniejszyć wartość p , co może znaleźć odbicie w ogólnie mniejszej liczbie elementów.

7.3. Porównanie architektur

W poprzednich podrozdziałach opisano szczegółowo wpływ parametrów na architekturę WSW2; ogólny wniosek jest taki, że stosowanie wyższych wartości k i wyższych wartości r prowadzi do zmniejszenia liczby elementów, może to jednak powodować dodatkowy koszt ze względu na dodatkowy zakres konwersji. Ze względu na warunki nieblokowania liczba konwerterów TSC jest znaczenie większa niż komutatorów BV-WSS, gdyż w najbardziej niekorzystnym stanie wszystkie połączenia będą musiały przechodzić przez konwersję. W tym podrozdziale porównujemy między sobą pola WSW1 i WSW2. Przyczyną przeprowadzenia takiego porównania jest potrzeba sprawdzenia, które pole komutacyjne wymaga mniej elementów BV-WSS i TSC przy tej samej pojemności. Liczbę wymaganych elementów obliczono dla obu pól komutacyjnych przy różnych wartościach parametrów, wybieranych tak, aby całkowita pojemność pól była taka sama. W przypadku pola WSW2 są to parametry $n, r, q, i k$, a dla pola WSW1 – n i r . Parametry kilku pól komutacyjnych z najniższą liczbą TSC pokazano w tabeli 7.1. Na przykład pole komutacyjne WSW1(16, 80, k) możemy skonstruować używając 2560 konwerterów TSC, ale potrzebujemy 5120 takich elementów w polu WSW1(16, 160,

k). W polu WSW1(16, 80, k) wymagana wartość k wynosi 952, z powodu tylko jednego komutatora BV-WBSSS w sekcji drugiej, natomiast w WSW2(1, p , 16, 80, k) potrzebujemy jedynie $k = 160$, ze względu na obecność 6 komutatorów BV-WBSSS w sekcji drugiej. W polu WSW1 liczba wymaganych elementów TSC i BV-WSS nie zależy od m_{\max} . Dla pola WSW2, m_{\max} ma bezpośredni wpływ na liczbę komutatorów BV-WBSSS w sekcji drugiej. Z praktycznego punktu widzenia tylko w polu WSW2 można wykorzystać wszystkie szczeliny FSU dostępne w paśmie C i jednocześnie zachować nieblokowność pola. Jest to możliwe dzięki zastosowaniu większej liczby komutatorów w sekcji środkowej oraz wykorzystaniu stałej liczby szczelin FSU w łączach międzysekcyjnych, wynikającej z szerokości pasma C. Wpływu wartości k nie można pomijać, tzn. dla pola WSW2(1, p , 8, 80, 80) zwiększenie k o 25% zmniejsza liczbę wymaganych konwerterów TSC o prawie 12.5%. W polu WSW1 parametr k nie może być ograniczony do pewnej wartości. Wykorzystywanie dużej wartości k jest kluczowe do zapewnienia warunków nieblokowności, gdyż stosowany jest tylko jeden komutator BV-WBSSS sekcji drugiej. Wymagana liczba konwerterów TSC w polu WSW1 jest dużo mniejsza niż w WSW2, koszty implementacji nie zmniejszają się jednak, z powodu dodatkowego zakresu konwersji. Dla pola WSW1(8, 80, k) liczba wymaganych konwerterów TSC stabilizuje się na 1280, na co nie ma żadnego wpływu rosnąca wartość m_{\max} . Dla pola WSW1(16, 80, k) liczba wymaganych konwerterów TSC stabilizuje się przy 2560. Tabela 7.2 przedstawia porównanie obydwu pól o tych samych pojemnościach. Możemy zauważyć różnicę w liczbie konwerterów TSC; dla pola WSW1(8, 20, k) i $m_{\max} = 11$ konfiguracja wymaga 320 konwerterów TSC, każdy z tych konwerterów TSC musi posiadać zakres konwersji 182 szczelin FSU, natomiast pole WSW2(1, p , 8, 20, 40) wymaga 1600 konwerterów TSC, każdy z konwerterów o zakresie konwersji ograniczonym do 40 FSU.

Tabela 7.1: Pola komutacyjne W-S-W z najniższą liczbą konwerterów TSC i komutatorów BV-WSS dla $m_{\max} = 11$

N	n	r	q	k	BV-WSSs	TSCs	Algorytm	Architektura
16	80	16	1	952	48	2560	3sVarFSU	WSW1
		8	2	160	224	33280	2sVarSWITCH	WSW2
		4	4	160	224	66560	2sVarSWITCH	WSW2
		2	8	160	220	130560	2sVarSWITCH	WSW2
		1	16	160	222	263680	2sVarSWITCH	WSW2
	160	16	1	1992	48	5120	3sVarFSU	WSW1
		8	2	320	224	66560	2sVarSWITCH	WSW2
		4	4	320	224	133120	2sVarSWITCH	WSW2
		2	8	320	224	266240	2sVarSWITCH	WSW2
		1	16	320	222	527360	2sVarSWITCH	WSW2
	320	16	1	4072	48	10240	3sVarFSU	WSW1
		8	2	640	224	133120	2sVarSWITCH	WSW2
		4	4	640	224	266240	2sVarSWITCH	WSW2
		2	8	640	220	522240	2sVarSWITCH	WSW2
		1	16	640	220	1044480	2sVarSWITCH	WSW2
8	80	8	1	952	24	1280	3sVarFSU	WSW1
		4	2	160	112	16640	2sVarSWITCH	WSW2
		2	4	160	112	33280	2sVarSWITCH	WSW2
		1	8	160	110	65280	2sVarSWITCH	WSW2
	160	8	1	1992	24	2560	3sVarFSU	WSW1
		4	2	320	112	33280	2sVarSWITCH	WSW2
		2	4	320	112	66560	2sVarSWITCH	WSW2
		1	8	320	112	133120	2sVarSWITCH	WSW2
	320	8	1	4072	24	5120	3sVarFSU	WSW1
		4	2	640	112	66560	2sVarSWITCH	WSW2
		2	4	640	112	133120	2sVarSWITCH	WSW2
		1	8	640	110	261120	2sVarSWITCH	WSW2

Tabela 7.2: porównanie wymagań co do ilości zasobów dla architektur WSW1(r, n, k) i WSW2($1, p, r, n, k$) w różnych konfiguracjach; $m_{\max} = 11$, bez ograniczania wymiarów komutatorów BV-WSS

N	n	r	p	k	BV-WSSs	TSCs	Algorytm	Architektura
8	20	8	1	182	24	320	3sVarFSU	WSW1
			5	40	88	1600	2sVarSWITCH	WSW2
16	80	16	1	952	48	2560	3sVarFSU	WSW1
			6	160	208	15360	2sVarSWITCH	WSW2
32	160	32	1	1992	96	10240	3sVarFSU	WSW1
			4	320	288	40960	2sVarSWITCH	WSW2

W tabelach przedstawionych poprzednio obliczono liczbę elementów wymaganych do budowy pola komutacyjnego o danej pojemności. Nie uwzględniono jednak wymiarów tych elementów. Kiedy implementujemy komutatory BV-WSS z tabeli 7.2, z zastosowaniem wielosekcyjnych komutatorów BV-WSS 1×20 , otrzymujemy tabelę 7.3. W architekturze WSW1($8, 20, k$) liczba komutatorów BV-WSS pozostała taka sama po implementacji; stało się tak ze względu na n , które jest równa liczbie wyjść w mniejszych komutatorach BV-WSS o wymiarach 1×20 i w pojedynczym komutatorze BV-WSSS sekcji środkowej.

Tabela 7.3: porównanie wymagań co do ilości zasobów dla architektur WSW1 i WSW2 w różnych konfiguracjach; $m_{\max} = 11$, wymiar komutatora BV-WSS jest ograniczony do 1×20

N	n	r	p	k	BV-WSSs	TSCs	Algorytm	Architektura
8	20	8	1	182	24	320	3sVarFSU	WSW1
			5	40	128	1600	2sVarSWITCH	WSW2
16	80	16	1	952	176	2560	3sVarFSU	WSW1
			6	160	992	15360	2sVarSWITCH	WSW2
32	160	32	1	1992	640	10240	3sVarFSU	WSW1
			4	320	2496	40960	2sVarSWITCH	WSW2

8. Wnioski

Głównym celem badań przedstawionych w niniejszej rozprawie było zaproponowanie warunków nieblokowności dla elastycznych optycznych pól komutacyjnych W-S-W. Rozważono dwie wersje tych pól, mianowicie $WSW1(r, n, k)$ i $WSW2(q, p, r, n, k)$. Architektura $WSW1(r, n, k)$ jest trzysekcyjnym polem komutacyjnym, w którym sekcje pierwsza i ostatnia składają się z komutatorów o zdolności konwertowania widma, a sekcja druga zawiera tylko jeden komutator przestrzenny. Podobnie jak $WSW1$, pole $WSW2(q, p, r, n, k)$ jest także trzysekcyjnym polem komutacyjnym, ale każdy komutator sekcji pierwszej i trzeciej ma wiele wejściowych/wyjściowych włókien światłowodowych, a sekcja środkowa zawiera wiele komutatorów przestrzennych. Dla pola $WSW1(r, n, k)$ sformułowano i udowodniono warunki nieblokowności. Warunki nieblokowności w wąskim sensie określają wymaganą liczbę podstawowych szczelin częstotliwościowych FSU w każdym łączu międzysekcyjnym. Pola komutacyjne nieblokowne w wąskim sensie wymagają dużej liczby szczelin FSU w łączach międzysekcyjnych. Z punktu widzenia implementacji to wymaganie może być niepraktyczne, ponieważ potrzebuje konwerterów TSC o bardzo szerokim zakresie konwersji, które są bardzo kosztowne, lub nawet jeszcze niewynalezione. Aby zmniejszyć liczbę wymaganych FSU, trzeba zastosować pewien algorytm sterowania. Udowodniono wcześniej, że algorytmy, które dzielą komutatory sekcji drugiej na dwa podzbiory, ze stałą prędkością graniczną połączeń, mogłyby zmniejszyć liczbę komutatorów pola komutacyjnego TDM. Najpierw zastosowano tę samą metodę do architektury $WSW1$, w której szczeliny FSU łączu międzysekcyjnych zostały podzielone na dwa podzbiory, z prędkością graniczną ograniczoną do $\frac{n}{2}$, gdzie n jest liczbą FSU w każdym włóknie wejściowym. Algorytm ten, nazwany 2sFixFSU, nie spowodował żadnego zmniejszenia wymaganej liczby szczelin FSU. Modyfikacja wartości prędkości granicznej zmieniła całkowicie wyniki działania algorytmu, tak, że wymagana liczba FSU zmniejszyła się o prawie 78%. Co więcej, zauważyliśmy, że podzielenie międzysekcyjnych szczelin FSU na więcej niż dwa podzbiory mogłoby jeszcze bardziej zmniejszyć wymaganą liczbę szczelin FSU. Zaproponowaliśmy zatem jeszcze dwa algorytmy, które dzielą międzysekcyjne szczeliny FSU na trzy podzbiory, a następnie – algorytm XsVarFSU, który jest ostatecznym algorytmem podziału dla architektury $WSW1$. Algorytm XsVarFSU polega na podzieleniu międzysekcyjnych szczelin FSU na dowolną liczbę podzbiorów; przy zastosowaniu tego algorytmu uzyskano zmniejszenie liczby wymaganych FSU o 84%. Podobnie jak w polu $WSW1$, znane wyniki nieblokowności w wąskim sensie pola $WSW2(q, p, r, n, k)$ są też niepraktyczne w implementacji z powodu dużej liczby wymaganych komutatorów sekcji środkowej. Zaproponowano pięć algorytmów

sterowania, aby tę liczbę zmniejszyć. Algorytmy te bazują na funkcjonalnym podziale komutatorów sekcji środkowej, które zostały podzielone na podzbiory; każdy z nich odpowiada za połączenia m -szczelinowe w pewnym zakresie wielkości. Zauważyliśmy, że algorytmy ze zmienną prędkością graniczną efektywniej zmniejszają liczbę komutatorów sekcji środkowej. Najpierw rozważyliśmy algorytmy, które dzielą komutatory tylko na dwa podzbiory, a następnie postąpiliśmy w ten sam sposób, jak z polem WSW1 poprzez zwiększenie liczby podzbiorów i wprowadzenie nowych prędkości granicznych pomiędzy podzbiorami. Ostatnim krokiem było zaprojektowanie algorytmu XsVarSWITCH. Podobnie jak XsVarFSU, ten algorytm może dzielić komutatory sekcji środkowej na dowolną liczbę podzbiorów; dlatego liczba komutatorów sekcji środkowej została w niektórych przypadkach zmniejszona o prawie 94%, w porównaniu z wymaganiami dotyczącymi pól nieblokownych w wąskim sensie.

9. Osiągnięcia i wkład w rozwój badań

Osiągnięcia i wkład rozprawy w rozwój badań można podsumować w następujący sposób:

- Sformułowanie i udowodnienie warunków nieblokowania w wąskim sensie dla pola $WSW1(r, n, k)$. Warunki określają liczbę szczelin FSU wymaganych w łączach międzysekcyjnych, aby komutator był nieblokowany w wąskim sensie.
- Propozycja pięciu algorytmów sterowania dla pola $WSW1(r, n, k)$. Algorytmy te dzielą szczeliny FSU w łączach międzysekcyjnych na podzbiory, a każdy z nich obsługuje pewną grupę połączeń m -szczelinowych. Szczeliny FSU w łączach międzysekcyjnych pola $WSW1(r, n, k)$ zostały podzielone na dwa, trzy, lub nawet (X) podzbiorów z prędkością graniczną o zmiennej wartości.
- Propozycja pięciu algorytmów sterowania dla pola $WSW2(q, p, r, n, k)$. Algorytmy te dzielą komutatory sekcji środkowej na podzbiory, a każdy z nich obsługuje pewną grupę połączeń m -szczelinowych. Komutatory sekcji środkowej pola $WSW2(q, p, r, n, k)$ są podzielone nie tylko na dwa podzbiory, gdyż ostatni zaproponowany algorytm (XsVarSWITCH) ma możliwość podziału komutatorów na X podzbiorów z prędkością graniczną o zmiennej wartości.
- Szczegółowa analiza algorytmów sterowania. Analiza numeryczna pokazała mocne i słabe punkty każdego algorytmu, wraz z porównaniem algorytmów dla różnych konfiguracji pól komutacyjnych.
- Optymalizacja obu architektur pod względem liczby elementów.

W świetle przedstawionych osiągnięć można stwierdzić, że teza rozprawy: *Rozważane pola komutacyjne mogą być nieblokowane, kiedy liczba komutatorów/szczelin częstotliwościowych sekcji środkowej jest właściwie przydzielana, a ilość zasobów może być zmniejszona przez zastosowanie algorytmów dekompozycji; natomiast liczba elementów komutacyjnych wymaganych do implementacji tych pól komutacyjnych może się w dalszym ciągu zmniejszać, jeśli parametry projektowe zostaną zoptymalizowane*, została udowodniona.

10. Spis publikacji

Wyniki badań przedstawione w rozprawie zostały opublikowane w wielu materiałach konferencyjnych i czasopismach. Jestem współautorem poniższych publikacji.

Następujące artykuły opublikowano w czasopismach indeksowanych w Journal Citation Report (JCR):

1. W. Kabaciński, M. Abdulsahib, M. Michalski, "Wide-sense nonblocking elastic optical switch," *Optical Switching and Networking*, vol. 25, pp. 71–79, 2017.
2. M. Abdulsahib, M. Michalski, W. Kabaciński, "Optimization of wide-sense nonblocking elastic optical switches," *Optical Switching and Networking*, przyjęto do publikacji, 2018. [Online]. Dostępne na: <https://doi.org/10.1016/j.osn.2018.01.003>.
3. W. Kabaciński, M. Abdulsahib, M. Michalski, "Wide-Sense Nonblocking W-S-W Node Architectures for Elastic Optical Networks," *IEICE Transactions on Communications*, vol. E102-B, no. 5, przyjęto do publikacji, 2019.

Następujący artykuł opublikowano w innym czasopiśmie:

4. W. Kabaciński, M. Michalski, M. Abdulsahib, "Algorytm zestawiania połączeń w polu komutacyjnym dla elastycznych sieci optycznych," *Przegląd Telekomun.*, vol. LXXXIX, no. 8–9, pp. 789–792, 2016.

Artykuły opublikowane na konferencjach międzynarodowych:

5. W. Kabaciński, M. Michalski, M. Abdulsahib, "The strict-sense nonblocking elastic optical switch," *IEEE 15th Int. Conference of High Performance Switching and Routing (HSPR)*, Budapeszt, Węgry, 2015.
6. W. Kabaciński, M. Abdulsahib, M. Michalski, "Performance Evaluation of WSW2 Switching Fabric Architecture with Limited Number of Spectrum Converters," in *The International Scientific Conference "Advances in Wireless and Optical Communications (RTUWO)*, Ryga, 2018 (Artykuł ten otrzymał nagrodę za najlepszy artykuł na konferencji).