Slovenská technická univerzita
Fakulta informatiky a informačných technológii
Ilkovičova 2, 812 19 Bratislava

Dokumentácia k inžinierskemu dielu

Tímový projekt I

SealfisticateD Networkers

Číslo a názov tímu:	21. – SealfisticateD Networkers
Vedúci tímu:	Ing. Peter Trúchly, PhD.
Členovia tímu:	Bc. Maroš Hrobák, Bc. Matúš Kováč, Bc. Hana Kuntová, Bc. Marko Ondruš, Bc. Erika Štefanková, Bc. Matej Uhlík, Bc. Peter Válka
Akademický rok:	2017/2018

Obsah

1. Úvod ... 1
1.1. Ciele pre zimný semester ... 1
2. Softvérovo definované siete ... 2
2.1. Technológia SDN ... 2
2.1.1. Vlastnosti SDN ... 2
2.2. Protokol OpenFlow ... 4
2.3. SDN forwardery ... 7
2.3.1. Prepínač ... 7
2.3.2. Open vSwitch (OVS) ... 8
2.3.3. Pantou/OpenWRT ... 9
2.3.4. OFSoftSwitch13 ... 9
2.3.5. Indigo Virtual Switch (IVS) ... 9
2.3.6. Linc ... 9
2.4. SDN kontroléry ... 10
2.4.1. NOX ... 10
2.4.2. POX ... 11
2.4.3. Beacon ... 12
2.4.4. Floodlight ... 13
2.4.5. MUL ... 13
2.4.6. Maestro ... 13
2.4.7. Iné ... 13
2.5. Kontrolér Ryu ... 14
2.6. Simulačné/emulačné prostredia ... 16
2.6.1. EstiNet ... 16
2.6.2. Ns-3 ... 16
2.6.3. Trema ... 16
2.6.4. Mininet ... 17
3. Generátory premávky ... 18
3.1. Hping ... 18
3.2. Ostinato ... 19

3.3. Scapy ... 20
3.4. packETH ... 21
4. QoS z hľadiska poskytovania služieb na sieti ... 23
4.1. VOIP ... 23
4.1.1. Latencia ... 23
4.1.2. Odchýlka ... 23
4.1.3. Stratovosť paketov ... 23
4.2. Video interaktivita ... 24
4.2.1. Latencia ... 24
4.2.2. Stratovosť paketov ... 24
4.2.3. Odchýlka ... 24
4.2.4. Šírka pásma ... 24
4.3. Video stream ... 24
4.3.1. Latencia ... 24
4.3.2. Stratovosť paketov ... 25
4.3.3. Odchýlka ... 25
4.3.4. Šírka pásma ... 25
4.4. Dáta ... 25
5. Meranie QoS v SDN ... 26
5.1. Odchýlka, stratovosť, priepustnosť ... 26
5.2. Oneskorenie ... 27
5.3. TCP oneskorenie ... 27
5.4. UDP oneskorenie ... 28
6. Kvalita služieb v reálnom čase ... 29
7. QoS algoritmus plánovania tokov ... 30
7.1. Genetický algoritmus ... 30
7.1.1. Kríženie ... 30
7.1.2. Mutácia ... 30
7.1.3. Iterácia ... 31
7.2. Network Calculus model ... 31
8. Návrh dynamického prideľovania pre kontrolér z DP ... 32
8.1. Úprava controller.py ... 32
8.2. Úprava globals.py ... 33

8.3. Úprava QOS_linkDB.txt ... 33
9. Analýza metódy LARAC ... 34
9.1. Problém DCLC ... 34
9.2. Grafové vektory ... 34
9.3. Algoritmus ... 35
10. Analýza metódy SAQR ... 37
11. Analýza metódy ASA ... 41
11.1. Generický systémový model ... 41
11.2. SDN algoritmy ... 43
11.2.1. Fixed Priority Scheduling strategy ... 43
11.2.2. Balanced scheduling strategy ... 45
11.2.3. Adaptive cost scheduling strategy ... 49
11.2.4. Simulačné prostredie ... 50
11.2.5. Hodnotenie navrhovaného systému ... 52
11.2.6. Záver ... 54
12. Analýza MILP algoritmu ... 55
13. SDN v reálnom čase ... 58
13.1. Úvod ... 58
13.2. Definovanie problému ... 59
13.3. Smerovací modul ... 60
13.3.1. Constraint-Based Routing (CBR) ... 60
13.3.2. MILP ... 61
13.4. Cluster-based Adaptive Routing (CAR) ... 61
13.4.1. Skonštruovanie skupiny ... 62
13.4.2. Dynamické smerovanie v skupinách ... 62
13.4.3. Skonštruovanie cesty ... 62
13.5. Plánovací modul ... 62
13.5.1. Holisticá analýza ... 63
13.5.2. Priradovanie priority ... 64
13.5.3. OPA ... 64
13.5.4. Feedback interface ... 65
14. Testovanie ... 66

14.1. Testovací scenár č.1 (Hlavný testovací scenár) 66
14.1.1. Testovacie prostredie 66
14.1.2. Testovacia topológia 67
14.1.3. Zhodnotenie 67
14.2. Testovací scenár č.2 (QoS) 69
14.2.1. Testovacie prostredie 69
14.2.2. Testovacia topológia 69
14.2.3. Zhodnotenie 69
14.3. Testovací scenár č.3 (Mininet - wifi) 70
14.3.1. Testovacie prostredie 70
14.3.2. Testovacia topológia 71
14.3.3. Zhodnotenie 71
14.4. Testovací scenár č.4 71
14.4.1. Testovacie prostredie 72
14.4.2. Testovacia topológia 72
14.4.3. Zhodnotenie 73
14.5. Testovanie topológie z článku guck2014 73
14.5.1. Priebeh testovania 74
14.6. Testovanie topológie z diplomovej práce podľa článku guck2014 75
14.6.1. Priebeh testovania 75
14.7. Testovanie metódy z diplomovej práce 76
15. Implementácia metódy z DP Michala Palatinusa 78
15.1. Problémy pri implementácii 78
15.2. Testovanie metódy 78
16. Literatúra 87
17. Príloha A – Inštalačná príručka 90
A.1 Inštalácia Ryu 90
18. Príloha B – Používateľská príručka 91
B.1 Mininet 91
19. Príloha C – Priebeh testovania 95
C.1 Testovací scenár č.1 95
C.2 Testovací scenár č.2 96
C.3 Testovací scenár č.3 97

C.4 Testovací scenár č.4 97
20. Príloha D – Technická dokumentácia 98
D.1 Analýza kódu z diplomovej práce Michala Palatinusa 98
D.1.1 Diagram prepojenia funkcií 106
D.2 Diagram algoritmu LARAC 107

Slovník

Slovo	Vysvetlenie
Cookie	Malé množstvo dát, ktoré WWW server pošle prehliadaču, ktorý ho uloží na počítači
Debug	Postup pre nájdenie a zmenšovanie chýb
Forwarder	Prepínač v softvérovo definovaných sieťach
Framework	Aplikačný rámec
Open source	Voľne šíriteľný zdrojový kód
Plug in	Prídavný modul
Root bridge	Prepínač, ktorý je koreň stromu
Video stream	Video prenos
Wildcard	Rozmedzie hodnôt

Zoznam skratiek

Skratka	Vysvetlenie
ICMP	Internet Control Message Protocol
IP	Internet Protocol
IT	Internetové technológie
OVSDB	Databáza Open vSwitch
QoS	Kvalita služieb
SDN	Softvérovo definované siete
SLA	Service Level Agreement
SSH	Zabezpečený prístup k príkazovému interpretovaču
SSL	Vrstva bezpečných paketov
TCP	Protokol riadenia prenosu
UDP	User datagram protocol
VRRP	Virtual Router Redundancy Protocol
RTT	Round Trip Time

1. Úvod

Súčasný rýchly rozvoj internetu, techniky a počítačových systémov priniesol okrem iného aj množstvo zariadení na prevádzku a správu počítačových a komunikačných sietí, ako napríklad prepínače a smerovače. Každým dňom sa zvyšuje počet ľudí pripojených do internetu a preto je pre veľké dátové centrá v IT spoločnostiach stále náročnejšie manažovať zväčšujúci sa nárast prenosovej a výpočtovej kapacity. S týmto problémom rastie aj potreba jednoduchej škálovateľnosti zariadení. Mnoho výrobcov sieťového hardvéru prichádza stále s novými inováciami ako tento problém doriešiť, avšak ani jedno z nich neponúka komplexné vyriešenia náročnej úlohy.

Jedným z riešení sú softvérovo definované siete, ktoré umožňujú riadiť, meniť a manažovať správanie siete dynamicky cez rozhranie. Hlavným bodom SDN architektúr je centralizovaný bod riadenia a manažmentu komunikačnej a počítačovej siete nazývaný SDN kontrolér. Tento kontrolér sa nachádza na vrchu celej siete a pomocou neho je možné jednoducho, inteligentne a efektívne riadiť smerovanie a využívanie sieťových zdrojov. Motiváciou pre tento projekt je zabezpečiť implementáciu algoritmov ktoré dokážu nielen nájsť vhodnú cestu sieťou pre každý tok, ale aj zohľadniť kvalitatívne parametre tokov alebo realizovať optimálne rozdeľovanie záťaže v sieti.

Tento dokument ponúka okrem „big picture“ projektu aj ciele vytýčené v zimnom semestri, podrobnú analýzu problematiky softvérovo definovaných sietí, návrh testovacích scenárov spolu s ich vyhodnotením, vzhľadom na následnú implementáciu vybraných algoritmov, ktoré budú efektívne riadiť záťaž v sieti.

1.1. Ciele pre zimný semester

1. Oboznámiť sa s problematikou softvérovo definovaných sietí
2. Nainštalovať celé potrebné prostredie
3. Overiť náležitosti prostredia potrebné pre implementáciu
4. Získať zručnosti a základné princípy fungovania softvérovo definovaných sietí
5. Implementovať jednu metódu

2. Softvérovo definované siete

Kapitola opisuje princíp fungovania softvérovo definovaných sietí. Vysvetľuje základné vlastnosti, ako aj protokol OpenFlow, či popisuje a porovnáva forwarderi, či prepínače alebo kontroléri.

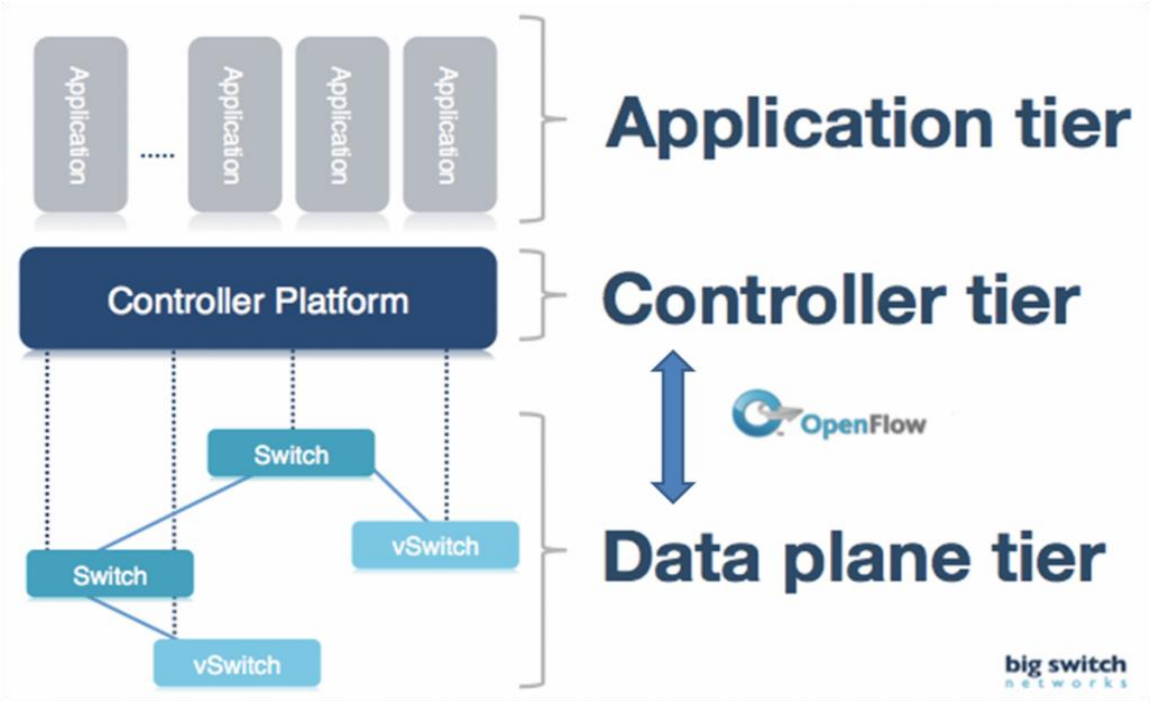
2.1. Technológia SDN

Inicializovať, kontrolovať, meniť a manažovať správanie siete dynamicky cez rozhranie.

2.1.1. Vlastnosti SDN

Vlastnosti SDN sietí sú nasledovné [30] [31] [32]:

- **Priamo programovateľné** – sieťová kontrola je priamo programovateľná pretože je oddelená od smerovacích funkcií
- **Agilná** – oddelenie kontroly od smerovania umožňuje administrátorom dynamicky prispôsobovať sieťovú premávku aby spĺňala meniace sa potreby
- **Centrálne manažovateľná** – sieťová inteligencia je centralizovaná v SDN (Software Defined Networking) kontroléroch, ktoré udržujú celkový pohľad na sieť. Toto sa ukazuje vo viacerých aplikáciách ako jeden logický prepínač.
- **Programovateľná** – umožňuje meniť konfiguráciu, manažovať, zabezpečiť alebo optimalizovať sieť rýchlo cez automatické SDN programy, ktoré si môžu ľudia písať sami, pretože nie sú proprietárne.



Obrázok 1. SDN architektúra [31]

Dátová rovina

Je zodpovedná za narábanie s paketmi na základe príkazov z riadiacej roviny. Môže zahadzovať, meniť a preposielať pakety. [30] [31] [32]

Operačná rovina

Je zodpovedná za informácie ako, či je daný forwarder zapnutý alebo vypnutý, koľko voľných portov má, stav na každom porte a iné. Táto rovina je koncovým bodom manažovacej roviny. Táto rovina referuje ku zdrojom sieťových zariadení ako porty, pamäť, atď. Môže to byť kľudne aj súčasť smerovacej roviny, ale definícia roviny je o rozdelení operácii nad nejakou časťou. [30] [31] [32]

Riadiaca rovina

Je zodpovedná za rozhodnutia, kam by mal byť paket poslaný jedným alebo viacerými sieťovými zariadeniami a tlačí tieto rozhodnutia dole na forwardery na vykonanie. Táto rovina sa hlavne zameriava na smerovaciu rovinu, a informácie pre ňu. Môže ale používať informácie z operačnej roviny, pre rozhodnutia o tom ako je daný port vyťažený, atď. Jeho hlavnou úlohou je vyladiť smerovaciu tabuľku ktorá ovláda smerovaciu rovinu, na základe sieťovej topológie alebo externých servisných žiadostí. Medzi riadiacou rovinou, čo je niekedy nazývaná aj ako „east-west“ interface, sa používa napr. BGP. [30] [31] [32]

Úlohou riadiacej roviny je [30] [31] [32]:

- Zistenie topológie a jej údržba
- Výber trasy paketu a konkretizácia
- Mechanizmus prerušenia trasy

Manažovacia rovina

Je zodpovedná za monitorovanie, konfigurovanie a udržiavanie sieťových zariadení. Zameriava sa hlavne na riadiacu rovinu. Môže byť použitá na konfiguráciu smerovacej roviny ale robí to málo krát, je komplikovanejšia ako riadiaca rovina. Napríklad môže nastaviť časť alebo celú tabuľku smerovacích pravidiel, ale táto akcia bude braná ako odporučenie pre riadiacu rovinu, a nie ako prikazovanie. Hlavnou úlohou manažovacej roviny je [30] [31] [32]:

- Správa chýb a ich monitorovanie
- Správa konfigurácie

Aplikačná rovina

Miesto kde sa aplikácie a servisy ktoré definujú sieťové správanie nachádzajú. Aplikácie, ktoré priamo podporujú operáciu smerovacej roviny (napríklad smerovanie v riadiacej rovine) nie sú chápané ako časť aplikačnej vrstvy. Aplikácie môžu byť implementované tak, aby ovplyvňovali viacero vrstiev. [30] [31] [32]

2.2. Protokol OpenFlow

Pre praktické uplatnenie SDN sietí je potrebné splniť 2 požiadavky[12] [13]:

- v sieti musí byť spoločná logická architektúra v rámci všetkých prepínačov, smerovačov a iných sieťových zariadeniach, riadených SDN kontrolérom
- je potrebný bezpečný protokol medzi SDN kontrolérom a sieťovými zariadeniami

Obe tieto podmienky rieši OpenFlow. Stručne sa teda dá povedať, že je to protokol medzi kontrolérom a sieťovými zariadeniami, ako aj nástroj pre špecifikáciu logickej štruktúry siete. Ako už vyplýva z vyššie spomenutého, kontrolér a prepínač sú dve rozdielne súčasti týchto sietí. Kontrolér slúži na spravovanie siete „na diaľku“, pričom ovláda práve prepínače, ktorým posiela príkazy a smeruje do nich pakety. [12] [13]

Pracuje v rámci TCP (Transmission Control Protocol), kde by mal počúvať na porte 6653, na ktorý sa hlásia prepínače, ktoré chcú nadviazať spojenie. Vzdialené riadenie prebieha na vrstve 3, kde sa môžu vykonať rôzne akcie [12] [13]:

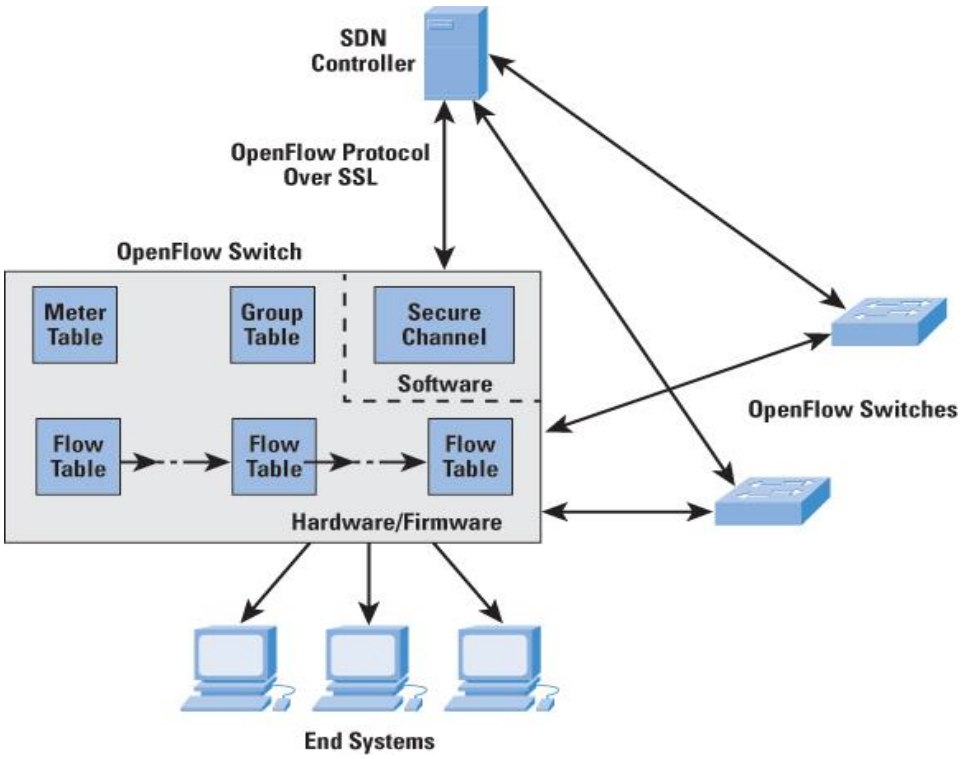
- pridávanie, zmena alebo vyraďovanie paketov, podľa vopred definovaných pravidiel a akcií
- smerovanie akceptovaných paketov prepínačom
- neakceptované pakety sú smerované do kontroléra, ktorý môže:
  - zmeniť pravidlá smerovacej tabuľky na jednom alebo viacerých prepínačoch
  - nastaviť nové pravidlá, aby tak predišiel veľkej komunikácií medzi prepínačom a kontrolérom

V SDN sieťach sa vyskytuje viacero typov tabuliek, ako napríklad [12] [13]:

- prietoková tabuľka – spája pakety do určitých tokov a špecifikuje funkcie, ktoré sa majú vykonať na paketoch (môže ich byť aj viac)
- skupinová tabuľka – prietoková tabuľka sem môže smerovať tok, čo spustí viacero akcií, ktoré ovplyvňujú jeden alebo viacero tokov
- metrová tabuľka – môže spustiť viacero rôznych činností súvisiacich s výkonom na toku

Každá z tabuliek má určité súčasti, na základe ktorých pracujú. Ako príklad si môžeme uviesť súčasti prietokovej tabuľky [12] [13]:

- vyhovujúce polia – na ich základe vyberá vyhovujúce pakety
- priorita – relatívna priorita záznamov v tabuľke
- počítadlá – rôzne počítadlá a časovače definované OpenFlow
- inštrukcie – akcia, ktorá sa má vykonať, ak nastane zhoda
- pauzy – maximálny čas nečinnosti prepínača
- cookie – potrebné pre filtre, zmenu toku alebo jeho zmazanie (nepoužívajú sa, keď sa pakety spracovávajú)
- tabuľka chýbajúcich tokov – wildcard pre vyhovujúce polia



Obrázok 2. OpenFlow komunikácia [11]

Obrázok popisuje približnú komunikáciu v rámci OpenFlow protokolu [12] [13]:

- SDN kontrolér komunikuje s prepínačmi, ktoré sú kompatibilné s OpenFlow, pomocou OpenFlow protokolu bežiaceho cez SSL (Secure Sockets Layer)
- každý prepínač sa pripojí k zariadeniam cieľového používateľa, ktoré sú zdrojmi a cieľmi paketových tokov
- každý prepínač má niekoľko tabuliek (spomenutých vyššie), implementovaných hardvérom alebo firmvérom, ktoré sa používajú na riadenie toku cez prepínače

Bezpečnosť

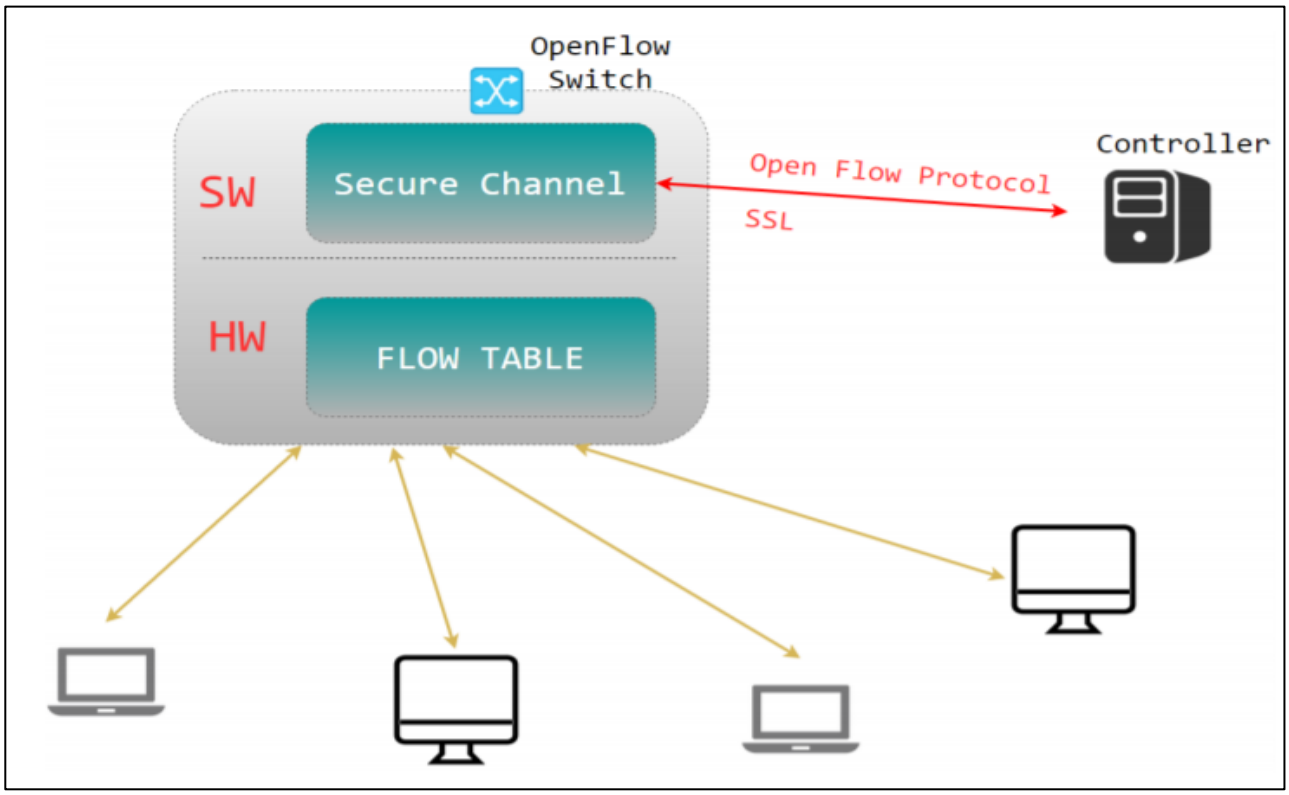
Ako všetky iné protokoly a komunikácie je aj OpenFlow náchylná na možné útoky. Medzi najtypickejšie útoky pre tento typ siete patria[12] [13]:

- man-in-the-middle útok
- single point útok a zlyhanie
- problémy spojené s programovacími a komunikačnými kanálmi

2.3. SDN forwardery

Preposielacie zariadenie pozostáva z dvoch častí [14]:

- prietokovej tabuľky (flow table) obsahujúcej záznam a akciu na prijímanie aktívnych tokov
- abstrakčnej vrstvy, ktorá bezpečne komunikuje s riadiacou jednotkou (kontrolérom) o nových vstupoch, ktoré sa v danom momente nenachádzajú v tokovej tabuľke.



Obrázok 3. Zobrazenie SDN prepínača a jeho vnútornej štruktúry pri komunikácii s kontrolérom [14]

2.3.1. Prepínač

Prepínače v SDN často predstavujú preposielací hardvér, ktorý je prístupný cez otvorené rozhranie. V sieti OpenFlow sa prepínače delia do dvoch základných skupín [14]:

- čisté (pure) – nemajú žiadnu funkcionalitu a spoliehajú sa len na kontrolér, ktorý rozhoduje o preposielaní paketov
- hybridné (hybrid) – okrem „tradičných“ protokolov a operácii podporujú aj OpenFlow.

OpenFlow prepínač pozostáva z jednej alebo viacerých tabuliek tokov, ktoré ukladajú záznamy pre vyhľadanie alebo presmerovanie paketov. [14]

Po príchode paketov na OpenFlow prepínač sa hlavička paketu extrahuje a porovná s políčkom zhody (match field) z tabuľky tokov. Ak sa zhoduje hlavička paketu s políčkom v tabuľke, tak prepínač použije príslušnú sadu inštrukcií spojenú s daným tokom. V prípade, že sa nenájde žiadna zhoda s tabuľkou tokov, tak nasledujúca akcia prepínača bude závisieť od inštrukcií definovaných v tabuľke chýbajúcich tokov (table-miss flow entry). [14]

Akcie obsiahnuté v tabuľke chýbajúcich tokov sú napr. zahodenie paketu, odoslanie paketu kontroléru cez OpenFlow kanál. [14]

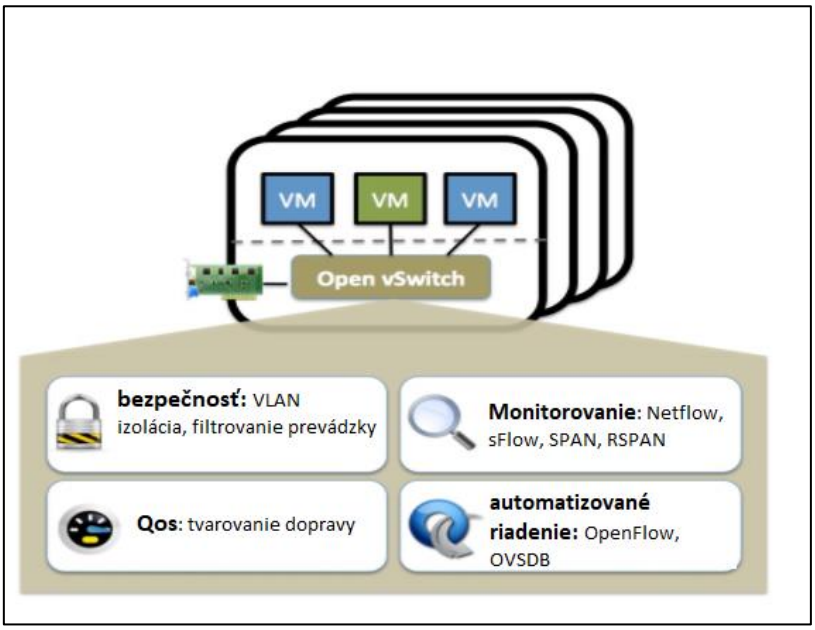
Tabuľka 1. Vlastnosti OpenFlow prepínačov [14]

Soft. prepínač	Implementácia	Opis	Ryu	Verzia
Open vSwitch	C/Python	Podporuje štandardný manažment rozhraní a umožňuje programové rozšírenie a riadenie funkcií preposielania. Je možné ho aplikovať do štandardných prepínačov. [1]	✓	v1.0
Pantou/OpenWRT	C	Mení komerčný bezdrôtový smerovač alebo prístupový bod na OpenFlow prepínač. [1]	X	v1.0
OFSoftSwitch13	C/C++	Kompatibilný s OpenFlow 1.3. [1]	X	v1.3
Linc	Erlang	LINC je navrhnutý tak, aby pracoval v rôznych operačných systémoch	✓	v1.2
Indigo	C	OpenFlow implementácia na fyzických prepínačoch využívajúca ich funkcie na spustenie OpenFlow. [1]	✓	v1.0

2.3.2. Open vSwitch (OVS)

Open vSwitch je kvalitný viacvrstvový virtuálny prepínač. Je navrhnutý tak, aby umožňoval masívnu automatizáciu siete pomocou programového rozšírenia a zároveň podporoval štandardný manažment rozhraní a protokolov. Open vSwitch podporuje OpenFlow verzie 1.0, 1.1, 1.2, 1.3. [15]

Open vSwitch má podporu pre štandardizované fyzické servery, linuxové distribúcie a Microsoft Windows. [16]



Obrázok 4. Vlasnosti Open vSwitch [17]

2.3.3. Pantou/OpenWRT

Pantou je založená na verzii BakcFire 10.03 OpenWRT (Linux 2.6.32). Tento upravený balík OpenWRT obsahuje virtuálny prepínač, ktorý funguje ako aplikácia umožňujúca transformáciu bezdrôtového smerovača na prepínač. [15]

2.3.4. OFSoftSwitch13

Modul OFSoftSwitch13 poskytuje podporu pre protokol OpenFlow verzie 1.3, čím prináša prepínač a rozhranie kontroléra na simulátor ns-3. Komunikácia medzi kontrolérom a prepínačom je realizovaná cez protokol ns-3. Modul využíva externý OpenFlow 1.3 softvérový prepínač, ktorý je kompilovaný ako knižnica. [17]

2.3.5. Indigo Virtual Switch (IVS)

Projekt Indigo podporuje OpenFlow protokol na fyzických prepínačoch. Je navrhnutý pre vysoký výkon s nízkou administráciou. Indigo projekt podporuje len OpenFlow verziu 1.0. [15]

2.3.6. Linc

Linc je open source projekt, ktorý podporuje protokoly OpenFlow verzie 1.2 a 1.3. LINC je navrhnutý tak, aby využíval všeobecne dostupné komodity, x86 hardvér a pracoval v rôznych operačných systémoch (Linux, Mac, Windows a pod.) [15] Projekt je momentálne pozastavený.

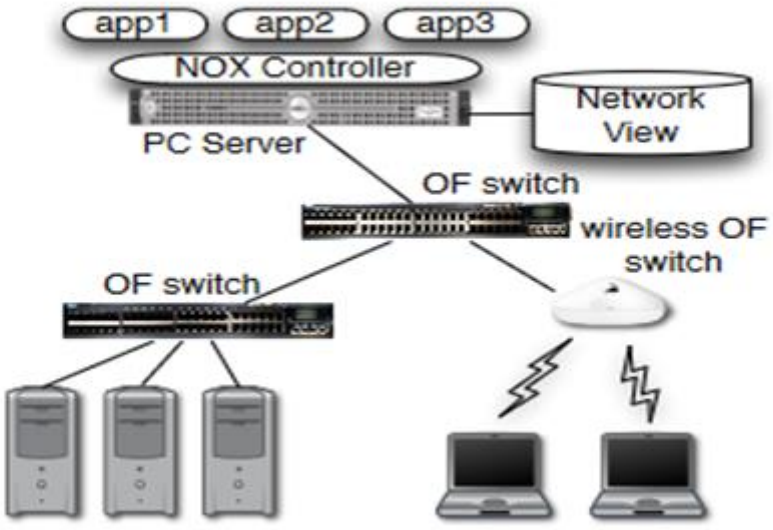
2.4. SDN kontroléry

OpenFlow kontrolér je typ SDN kontroléra, ktorý používa OpenFlow protokol. OpenFlow kontrolér používa OpenFlow protokol aby spojil a konfiguroval sieťové zariadenia, ako smerovače a prepínače, na nájdenie najlepšej cesty v premávke. SDN kontroléry teda uľahčujú riadenie siete a dokážu riadiť celú komunikáciu medzi aplikáciami a zariadeniami, tak aby sa čo najefektívnejšie upravil tok premávky, tak ako je v danom momente potrebné. Keď nie je riadiaca rovina implementovaná vo firmvéri, ale je implementovaná v softvéri, administrátori dokážu manažovať sieť oveľa jednoduchšie, viac dynamicky a s lepšou granularitou. OpenFlow kontrolér teda tvorí centrálnu kontrolnú jednotku v sieti, ktorá riadi všetku premávku, všetky zariadenia v sieti vykonávajú akcie tak ako od nich požaduje kontrolér a podporuje OpenFlow. OpenFlow je najpopulárnejší štandardný protokol používaný v SDN. [1] [2] [3]

2.4.1. NOX

NOX bol prvým open source kontrolérom pre OpenFlow, vydaným v roku 2008. NOX je open source OpenFlow kontrolér, ktorý poskytuje kontrolu nad sieťou s OpenFlow prepínačmi. Podporuje aplikácie v jazyku Python a C++, samotný kontrolér je napísaný v jazyku C++, reprezentácia pohľadu na sieť je formou indexovaných hashovacích tabuliek s vyrovnávacou pamäťou pre zrýchlenie toku v sieti. Jeden kontrolér vie spracovať 100 000 tokových požiadaviek za sekundu. NOX má len jednu globálnu dátovú štruktúru, pohľad na sieť, ktorý sa mení dosť pomaly na to aby bol udržiavaný centrálne a to aj vo veľmi veľkých sieťach. Informácie z tejto dátovej štruktúry slúžia na rozhodovanie sa a využívajú rozhodovanie v riadení systému. [4][5]

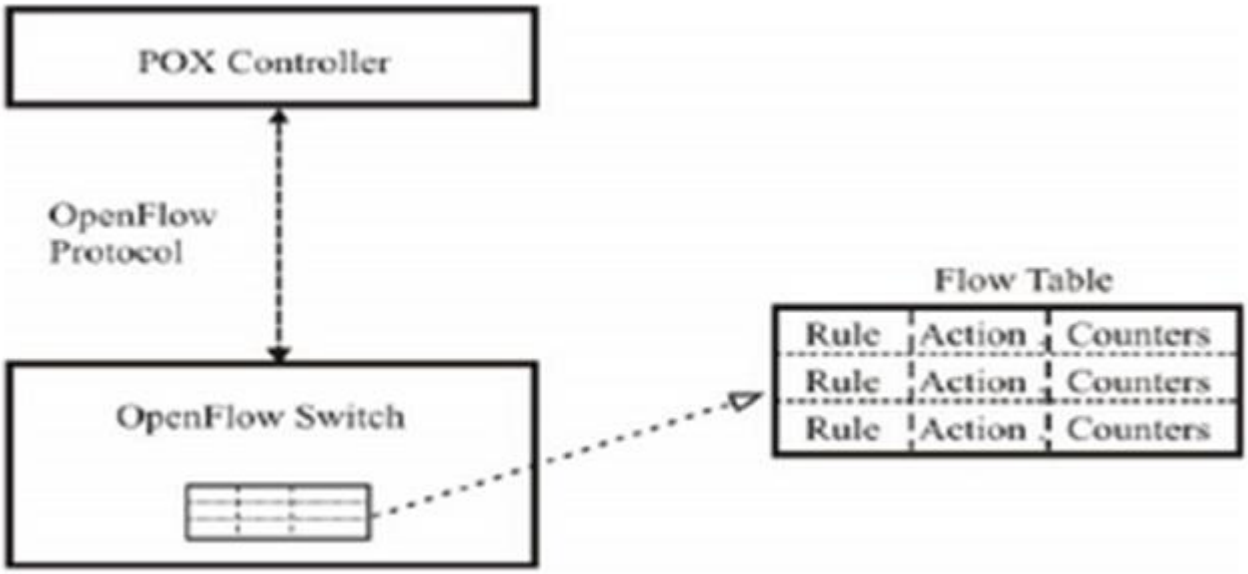
NOX používa rovnakú reprezentáciu. Pre každý paket, ktorý sa zhoduje v poli hlavička, je aktualizované pole počítadiel a sú vykonané príslušné akcie. Ak sa paket zhoduje s viacerými tokovými vstupmi, vyberie sa vstup s najväčšou prioritou. NOX podporuje OpenFlow verzie 1.3. [4] [5]



Obrázok 5. NOX kontrolér[4]

2.4.2. POX

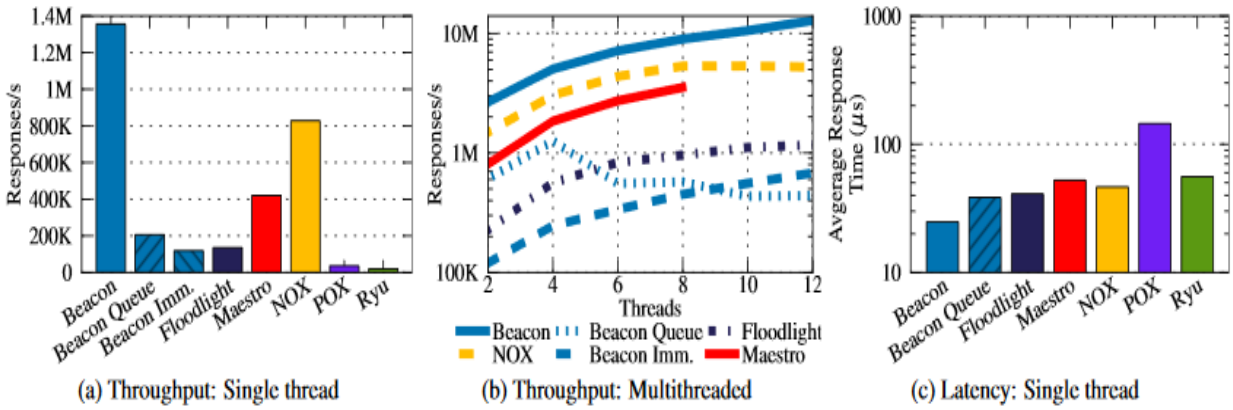
POX je open source kontrolér pre vývoj SDN aplikácií. POX kontrolér umožňuje efektívnu implementáciu OpenFlow protokolu do SDN. Tcp dump packet capture je nástroj, ktorý dokáže zachytiť pakety tečúce v sieti medzi kontrolérom a OpenFlow zariadeniami. POX kontrolér je založený na predošlom NOX kontroléri. Je napísaný v jazyku Python a je menej komplexný ako NOX. POX sa používa najmä na rýchle prototypovanie jednoduchších aplikácií pre SDN. Môže byť skombinovaný s reálnym hardvérom a je dobre kompatibilný s Mininetom, nemá však GUI rozhranie. Podporuje len však OpenFlow verzie 1.0. [6]



Obrázok 6. POX kontrolér[6]

2.4.3. Beacon

Beacon je OpenFlow kontrolér založený na Jave a frameworku Spring. Bol vyvinutý najmä pre pohodlnejšie programovanie programátorov, rýchlejšiu kompiláciu a lepší výkon. Pri jazyku C++/Python kompilácia aj jednoduchších sietí mohla trvať aj 10minút, čo pri vývoji robilo problémy. Beacon dokáže pracovať tak aby v reálnom čase mohla začať alebo ukončiť aktuálnu alebo novú aplikáciu. Beacon na komunikáciu požíva Java knižnicu OpenFlowJ. Výhodou Beaconu je aj webové užívateľské rozhranie a stabilita. Podporuje však taktiež len OpenFlow verzie 1.0. [5]



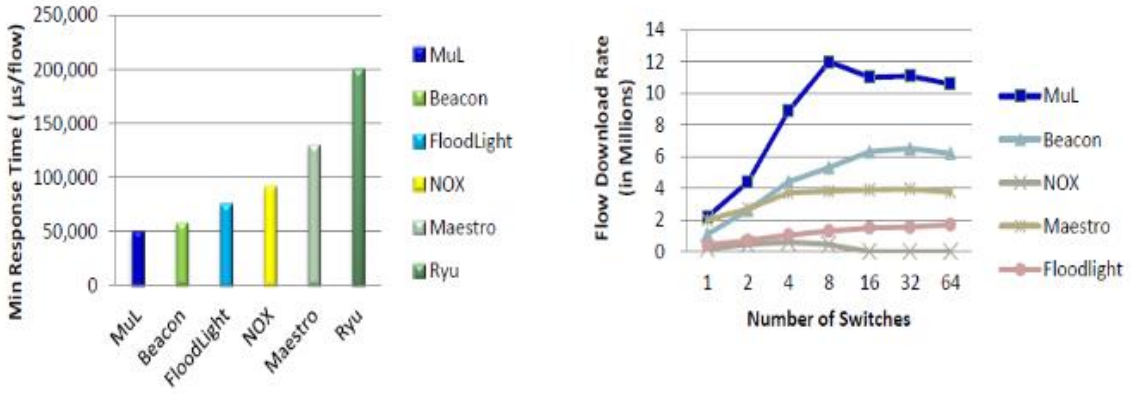
Obrázok 7. Porovnanie kontrolérov [5]

2.4.4. Floodlight

Floodlight je OpenFlow kontrolér založený na Jave a frameworku Netty. Floodlight obsahuje modul OFSwitchManager pomocou, ktorého komunikuje s pripojenými switchami. Od ostatných kontrolérov sa líši najmä tým, že je synchrónny. Návrh Floodlightu je však príliš náročný na dnešné produkčné prostredie, preto nevieme využiť jeho plný potenciál. Výhodou Floodlightu je naozaj jednoduchá inštalácia s minimálnymi závislosťami. Podporuje OpenFlow verzie 1.0, avšak Floodlight-plus podporuje aj verziu 1.3. [7]

2.4.5. MUL

MUL je OpenFlow kontrolér založený na jazyku C, vďaka ktorému dosahuje najlepšie výkonnostné hodnoty. Okrem jazyka C MUL kontrolér ponúka dve funkcie FirmFlow a FlexPlug, ktoré zvyšujú najmä bezpečnosť siete a flexibilitu siete. MUL podporuje najnovšiu verziu OpenFlow. [8]



Obrázok 8. Porovnanie kontrolérov[8]

2.4.6. Maestro

Maestro je OpenFlow kontrolér založený na Jave a je prvým kontrolérom, ktorý umožňuje paralelizmus, aby zabezpečil čo najlepšiu výkonnosť. Okrem dobrého výkonu a paralelizmu neposkytuje žiadne veľké výhody. Podporuje OpenFlow verzie 1.0. [9]

2.4.7. Iné

Ďalšími alternatívami kotrolérov môžu byť aj Trema, Flowe a Nette, no tie žiaľ v dnešnej dobe ešte nespĺňajú podmienky plnohodnotných kontrolérov, pretože sú ešte vo vývoji a je na nich obmedzená funkcionalita. [2]

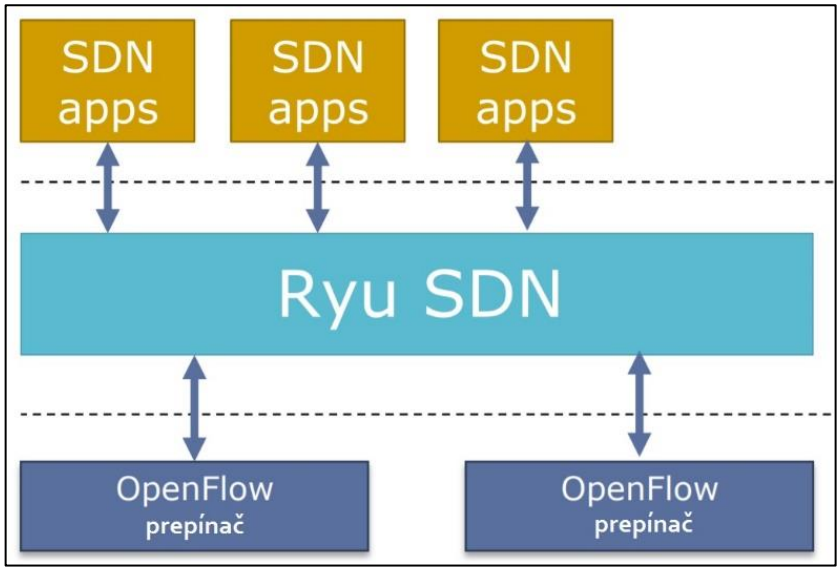
Use-Cases \ Controllers	Trema	Nox/Pox	RYU	Floodlight	ODL	ONOS***
Network Virtualizaiton by Virtual Overlays	YES	YES	YES	PARTIAL	YES	NO
Hop-by-hop Network Virtualization	NO	NO	NO	YES	YES	YES
OpenStack Neutron Support	NO	NO	YES	YES	YES	NO
Legacy Network Interoperability	NO	NO	NO	NO	YES	PARTIAL
Service Insertion and Chaining	NO	NO	PARTIAL	NO	YES	PARTIAL
Network Monitoring	PARTIAL	PARTIAL	YES	YES	YES	YES
Policy Enforcement	NO	NO	NO	PARTIAL	YES	PARTIAL
Load Balancing	NO	NO	NO	NO	YES	NO
Traffic Engineering	PARTIAL	PARTIAL	PARTIAL	PARTIAL	YES	PARTIAL
Dynamic Network Taps	NO	NO	YES	YES	YES	NO
Multi-Layer Network Optimization	NO	NO	NO	NO	PARTIAL	PARTIAL
Transport Networks - NV, Traffic-Rerouting, Interconnecting DCs, etc.	NO	NO	PARTIAL	NO	PARTIAL	PARTIAL
Campus Networks	PARTIAL	PARTIAL	PARTIAL	PARTIAL	PARTIAL	NO
Routing	YES	NO	YES	YES	YES	YES

Obrázok 9. Porovnanie kontrolérov[10]

2.5. Kontrolér Ryu

Ryu kontrolér je jeden z najznámejších a zároveň najpoužívanejších kontrolérov v SDN sieťach. Jeho názov vychádza z japončiny, kde v dvoch významoch znamená tok, resp. Japonský drak. Ryu je voľne šíriteľný sieťový operačný systém – programovacie sieťové rozhranie (logicky centralizované), voľne dostupné pod licenciou Apache 2. Najnovšia verzia k písaniu tohto dokumentu je 4.18. [24] [25] [26]

Ryu poskytuje veľmi silný pomer medzi jeho výhodami a nevýhodami, v prospech výhod. Ryu vďaka svojmu rozšíreniu a štandardu kontroléra má širokú základňu aktívnych používateľov, ktorí vytvárajú masívny zdroj informácii a spätných väzieb pre vývojárov, preto je stále v aktívnom vývoji a udržiavaní kódu. Taktiež je považovaný za formálny štandard pre OpenStack, čo je voľne šíriteľný softvér pre stavanie privátnych a verejných cloudových riešení. Medziiným poskytuje konzistentnú topologizáciu na druhej vrstve OSI modelu nezávisle od tej fyzickej. [24] [25] [26]



Obrázok 10. Štruktúra SDN z hľadiska vrstiev[24] [25] [26]

Ryu si stavia medzi jej hlavne piliere výhod tri charakteristiky: kvalita kódu, funkcionalita a použiteľnosť. Podporuje niekoľko protokolov pre správu sieťových zariadení, tými sú napr. Netconf, OF-config, no primárne OpenFlow vo verziách až po aktuálnu 1.5 (k písaniu dokumentu) spolu s rozšíreniami Nicira. Napriek množstvu typových produktov na trhu je principiálne nezávislý na výrobcovi a tak schopný spolupráce. Ryu je najmä kvôli prvému bodu vhodná pre rozsiahle produkčné prostredia. Na druhej strane, práve implementáciou kódu, ktorá je v plnej miere v programovacom jazyku Python, je oproti ostatným riešeniam značne pomalšia. Z hľadiska kompatibility, pracuje s verziami jazyka Python 2.7, 3 a 3.4. [24] [25] [26]

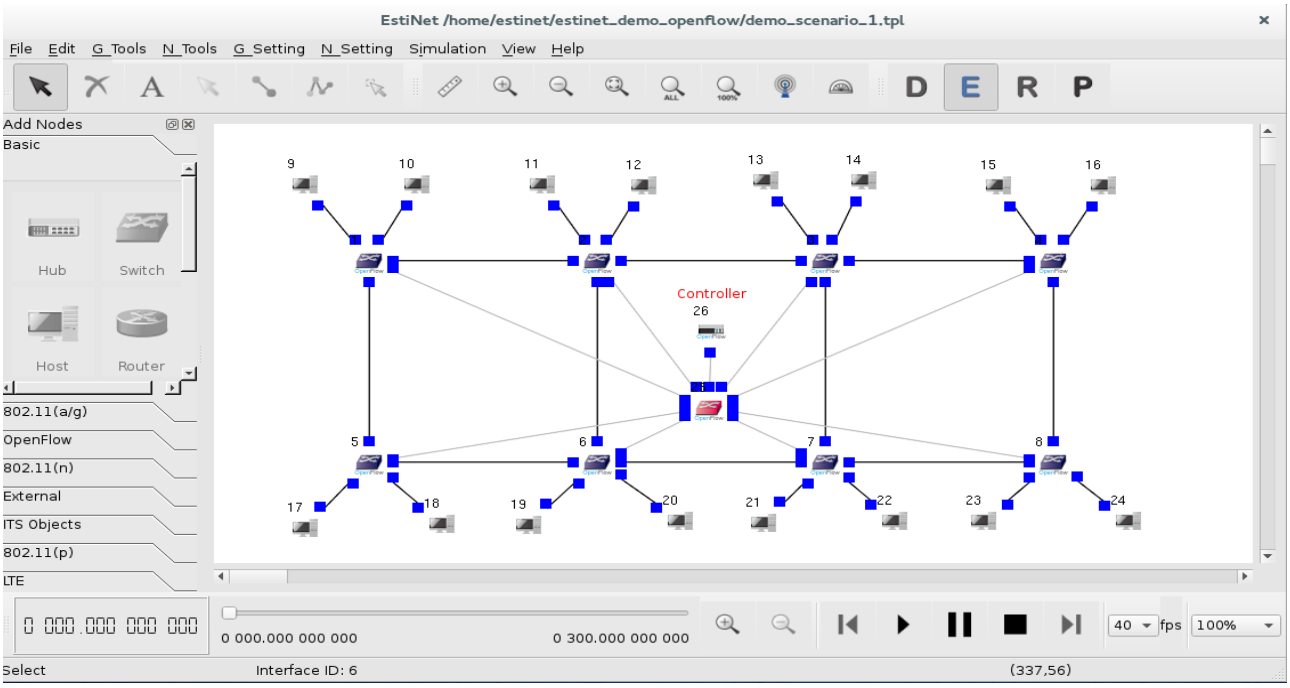
Ryu ako softvér pozostáva z určitých častí – nazývané komponenty. Komponent je samostatný blok, ktorý slúži ako rozhranie pre kontrolu a vytváranie udalostí. Takýchto komponentov poskytuje Ryu v základe niekoľko. Tie existujúce sa dajú modifikovať, taktiež je možné pridávať a kombinovať nové a komunikácia prebieha na základne nezávislých správ. Vstavané komponenty sú v jazyku Python a pozostávajú z vlákien a procesov operačného systému. Dodatočné časti môžu byť naviazané aj na už existujúce, musí byť však dodržaná metodika správ. Medzi dostupné komponenty patria napríklad OF-wire, Topology, VRRP, OF REST, Endpoint alebo Stats. Zoskupením niektorých častých častí pre potreby efektivity sú vytvorené knižnice. Tie obsahujú metódy, ktoré sú volané priamo komponentmi. Takéto knižnice sú Netconf, OF-conf, sFlow, NetFlow, či OVSDB JSON. [24] [25] [26]

2.6. Simulačné/emulačné prostredia

Existuje niekoľko vývojových platforiem, pomocou ktorých je možné simulovať SDN projekty. Umožňuje vytváranie a vykonávanie experimentov. [15]

2.6.1. EstiNet

EstiNet umožňuje simuláciu niekoľkých sieťových protokolov. Jeden z nich je OpenFlow protokol. EstiNet má kvalitné grafické vlastnosti pri vizualizácií experimentu. Vizualizuje animáciu paketov plus grafická reprezentácia jednotlivých uzlov v sieti. [15]



Obrázok 11. Prostredie EstiNet[15]

2.6.2. Ns-3

Ns nemá kompatibilitu s novou verziou OpenFlow protokolu. Rovnako nepodporuje openflow kontroléry: NOX, POX alebo Floodlight bez modifikácií. [15]

2.6.3. Trema

Trema poskytuje všetky prostriedky pre vývoj a experimentovanie SND siete. Má integrované testovacie a debugovacie prostredie, ktoré monitoruje, diagnostikuje celú sieť (Trema shark, Wireshark plug-in). Avšak neposkytuje grafické rozhranie a samotný simulátor je napísaný v jazyku C a Ruby, čo limituje popularitu danej platformy. [15]

2.6.4. Mininet

Mininet je sieťový emulátor. Umožňuje vytvárať koncové zariadenia, prepínače, smerovače, a linky medzi nimi na jednom Linuxovom kernely. Mininet host sa správa rovnako ako reálna mašina a je možné sa naň pripojiť pomocou SSH. Čo sa týka OpenFlow kontrolérov, Mininet je veľmi flexibilný a umožňuje pridať do simulácie množstvo typov kontrolérov. [15]

Nevýhody Mininetu[15]:

- Je kompatibilný jedine s operačným systémom Linux
- Neposkytuje siete s rýchlosťou 100Gbps.

3. Generátory premávky

V mininete beží takmer každý linuxový program. Takže je možné využiť takmer akýkoľvek klientský alebo serverový program pre tvorbu premávky (ping, iperf, wget, curl, netperf, netcat,...). Premávku je možné zachytiť pomocou programov wireshark a tcpdump. Vygenerovať pakety je tiež možné pomocou jazyka python za využitia Scapy. [18]

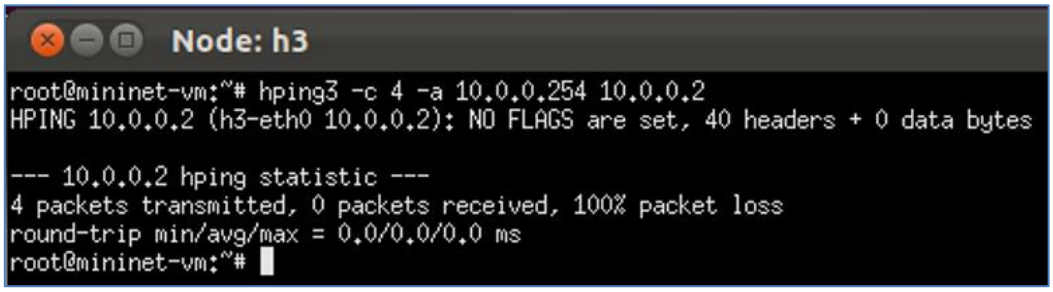
Kapitola opisuje a porovnáva voľne dostupné generátory premávky, akými sú napr. Hping, Ostinato, Scapy, packETH.

3.1. Hping

Hping je jedným z najznámejších a bezplatných nástrojov pre tvorbu premávky. Umožňuje zostaviť vlastné ICMP, UDP, TCP a Raw IP pakety. Nástroj bol v minulosti používaný hlavne na bezpečnosť, ale je možné ho využívať aj v iných smeroch ako: [19]

- Testovanie firewall
- Rozšírené skenovanie portov
- Testovanie siete pomocou rôznych protokolov

Nástroj nemá používateľské rozhranie, teda je možné ho spúšťať len cez príkazový riadok. Hping má traceroute režim a tiež schopnosť odosielania súborov medzi krytým kanálom. [19]



Obrázok 12. Príklad výsledku použitia hping3 príkazu

Hping nie je v štandardnej inštalácii a treba ho doinštalovať pomocou príkazu: *sudo apt-get install hping3*

Základné testovanie

Hping3 umožňuje testovať všetky vyššie spomenuté prípady, umožňuje posielanie súborov, aj keď sa nepodarilo nájsť posielanie videí. Hping3 umožňuje testovanie viacerých funkcionalít naraz ale z rôznych koncových zariadení či prepínačov. Tiež je možné otestovanie rôznych prípadov napadnutí.

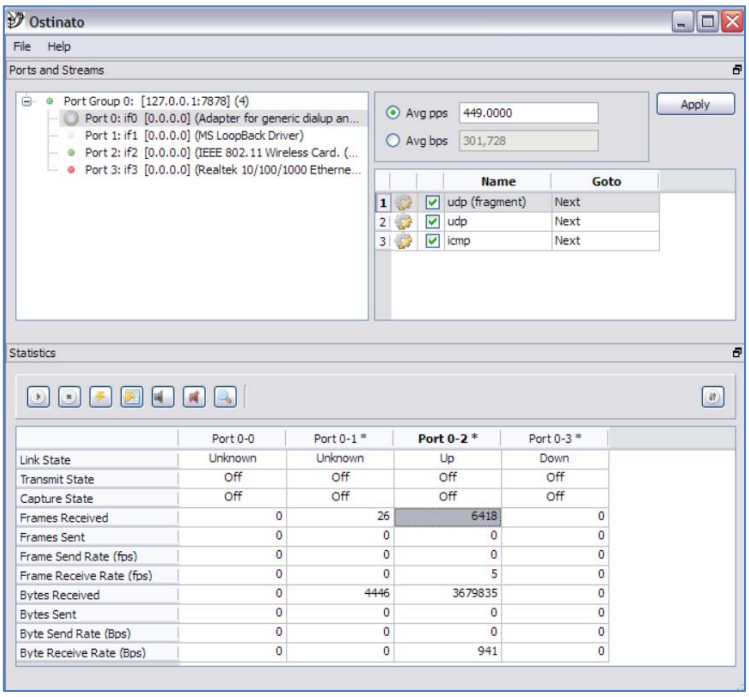
3.2. Ostinato

Ostinato je voľne dostupný paketový generátor a analytický nástroj. Na rozdiel do Hping využíva používateľské rozhranie, ktoré umožňuje jednoduché používanie. [18]

Nástroj podporuje najbežnejšie protokoly:

- Ethernet/802.3/LLC SNAP
- VLAN (aj QinQ)
- ARP, IPv4, IPv6, IP Tunneling
- TCP, UPD, ICMP
- každý textový protokol (http, SIP, RSTP,...)

Pomocou programu je možné ľahko upraviť ľubovoľné pole každého protokolu. [18]

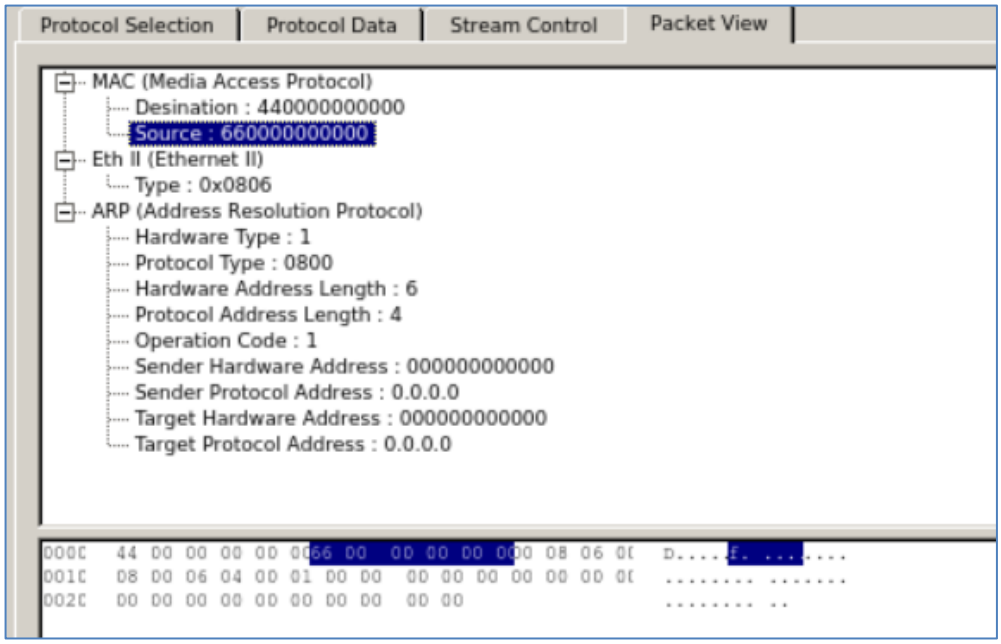


Obrázok 13. Používateľské rozhranie

Ostinato podobne ako Hping treba stiahnuť pomocou príkazu: *sudo apt-get install ostinato.* Princíp spúšťania nástroja na virtuálnom zdroji je popísaný v [20].

Základné testovanie

Pri Ostinato je pekné, že je možné vidieť štatistiky jednotlivých portov a tiež je možné v ňom si rozbaliť pakety. Tiež má veľmi dobrú používateľskú príručku[1]. Od verzie 6.0 Ostinato podporuje Python skriptovanie, vďaka ktorému je možné rozšíriť Ostinato o ďalšie protokoly. Ostinato umožňuje otváranie a zmenu PCAP súborov a tiež je možné ho spúšťať a testovať na viacerých koncových uzloch naraz. Nikde sa ale nenašla možnosť preposielania videa.



Obrázok 14. Rozbalenie paketu pomocou Ostinato

3.3. Scapy

Scapy je ďalší nástroj na vytváranie paketov, ktorý bol napísaný v Pythone. Môže dekódovať alebo vytvárať pakety pre širokú škálu protokolov. Môže vykonávať rôzne úlohy vrátane skenovania, vyhľadávania, skúšania alebo testovania siete. [18]

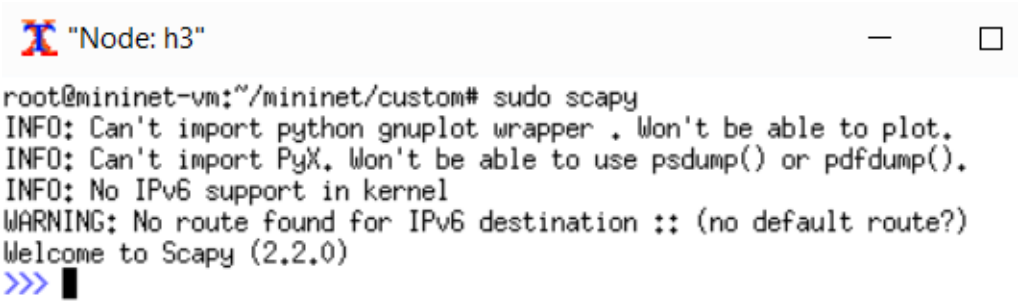
Na rozdiel od iných nástrojov umožňuje aj odosielanie neplatných rámcov, vytváranie si vlastných 802.11 rámcov, kombinovanie rôznych technológii (VLAN hopping + ARP cache poisoning, VOIP na šifrovanom kanále WEP,...). [21]

[1] https://userguide.ostinato.org/Quickstart.html

Princíp fungovania Scapy je popísaný v [22].

Základné testovanie

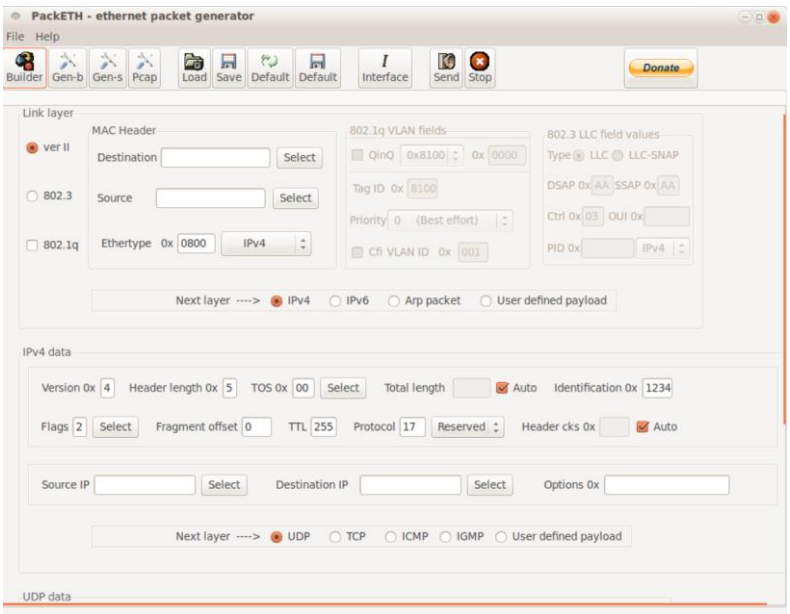
Príkazom *sudo scapy* spustíme scapy rozhranie. Nevýhodou je, že je potreba manuálne si tvoriť pakety na posielanie. Výhodou zas je, že je možné si testovacie scenáre ukladať do Python skriptov a tie následne testovať. Do skriptu si je možné zvoliť aj typ prenášania (video, obrázok).



Obrázok 15. Scapy rozhranie

3.4. packETH

PackETH je linuxový nástroj pre vytváranie paketov pomocou používateľského rozhrania. Umožňuje rýchlo vytvoriť a odoslať sekvenciu paketov. Rovnako ako ostatné nástroje podporuje rôzne protokoly. Je možné tiež nastaviť počet paketov a oneskorenie medzi nimi. [18]



Obrázok 16. Používateľské rozhranie

Nástroj podporuje vytvorenie a odoslanie akéhokoľvek ethernetového rámcu. Podporované protokoly sú [23]:

- ethernet II, ethernet 802.3, 802.1q, QinQ, užívateľom definovaný ethernetový rámec
- ARP, IPv4, IPv6
- UDP, TCP, ICMP
- RTP
- JUMBO rámce

Základné testovanie

Generátor je možné stiahnuť pomocou príkazu *sudo apt-get install packeth.* A spustiť ho je možné pomocou príkazu *packeth*, kedy sa zobrazí používateľské rozhranie. Cez rozhranie je možné posielať pakety buď po jednom alebo aj viacej naraz. Tiež je možné si v súbore uložiť IP a z daného súboru ich načítavať (žiaľ súbor musí mať pevne definovaný formát). S tým, že je možné posielať aj minimálne pakety obsahujúce zvuk[2].

Pri tomto generátore ale nastal problém, že aj keď je možnosť posielanie len jedného paketu, pošle sa ich omnoho viac naraz, ako je znázornené v obrázku nižšie.

8698	60.71099500(	66:00:00:00:00:00	44:00:00:00:00:00	ARP	60 Who has 192.168.0.4? Tell 192.168.0.6
8699	60.71106900(	66:00:00:00:00:00	44:00:00:00:00:00	ARP	60 Who has 192.168.0.4? Tell 192.168.0.6
8700	60.71107100(	66:00:00:00:00:00	44:00:00:00:00:00	ARP	60 Who has 192.168.0.4? Tell 192.168.0.6
8701	60.71110400(	66:00:00:00:00:00	44:00:00:00:00:00	ARP	60 Who has 192.168.0.4? Tell 192.168.0.6
8702	60.71110500(	66:00:00:00:00:00	44:00:00:00:00:00	ARP	60 Who has 192.168.0.4? Tell 192.168.0.6
8703	60.71112700(	66:00:00:00:00:00	44:00:00:00:00:00	ARP	60 Who has 192.168.0.4? Tell 192.168.0.6
8704	60.71112800(	66:00:00:00:00:00	44:00:00:00:00:00	ARP	60 Who has 192.168.0.4? Tell 192.168.0.6
8705	60.71120300(	66:00:00:00:00:00	44:00:00:00:00:00	ARP	60 Who has 192.168.0.4? Tell 192.168.0.6
8706	60.71126900(	66:00:00:00:00:00	44:00:00:00:00:00	ARP	60 Who has 192.168.0.4? Tell 192.168.0.6
8707	60.71131400(	44:00:00:00:00:00	66:00:00:00:00:00	ARP	42 192.168.0.4 is at 44:00:00:00:00:00

Obrázok 17. Zobrazenie ARP pre PackETH generátor

[2] https://packeth.wordpress.com/2014/09/04/sending-rtp-stream-with-packeth/

4. QoS z hľadiska poskytovania služieb na sieti

4.1. VOIP

Voice over IP, jedná sa o hovorovú komunikáciu cez internet. [27]

4.1.1. Latencia

Ľudia, ktorí bežne telefonujú zachytia oneskorenie 250ms alebo viac. ITU-T G.114 odporúčajú maximálnu latenciu 150ms jedným smerom. Takže sieť by mala mať porovnateľne menej ako 150ms latenciu. Rôzny poskytovatelia a ich maximálny limit pre latenciu [28]:

- Axiowave SLA 64ms max
- Internap SLA 45ms max
- Qwest SLA 50ms max
- Verio SLA 55ms
- Max 150 ms

4.1.2. Odchýlka

Rôzny poskytovatelia a ich maximálny limit pre odchýlku [29]:

- Axiowave SLA 0.5ms max
- Internap SLA 0.5ms max
- Qwest SLA 2ms max
- Verio SLA 0.5ms priemerne, nesmie prekročiť 10ms viac ako 0.1 percento času
- Viterla SLA 1ms max
- max 30ms

4.1.3. Stratovosť paketov

VOIP nie je tolerantné ku strate paketov. Už jedno percentné straty výrazne znižujú VOIP volanie používajúce G.711, a iné kompresné algoritmy tolerujú ešte menšie straty. Ideálne sú žiadne straty paketov v VOIP.

Rôzny poskytovatelia a ich maximálny limit pre stratovosť paketov [29]:

- Axiowave SLA 0 max
- Internap SLA 0.3 max
- Qwest SLA 0.5 max
- Verio SLA 0.1 max

4.2. Video interaktivita

Interaktívna komunikácia pomocou videa. Napríklad cez službu Skype, keď máme video konferenciu.

4.2.1. Latencia

Nie viac ako 150ms.V živej video konferencii alebo pri hraní hry, sa považuje pod 100ms ako nízka latencia, pretože ľudské oko ju nevie ešte výrazne zaznamenať. Pri komunikácii počítača s obsahom videa, je normálne uvažovať ešte menšie ako 30, 10 alebo dokonca pod 1 ms. [27]

4.2.2. Stratovosť paketov

Strata nie viac ako 1 percento. [27]

4.2.3. Odchýlka

Nie viac ako 30ms. [27]

4.2.4. Šírka pásma

Je 20 a viac percent z potrebnej prenosovej rýchlosti. Napríklad 384-kbps video konferenčné stretnutie potrebuje 460-kbps garantovanej šírky pásma. [28]

4.3. Video stream

Jednoduchý stream videa z Internetu, napríklad z portálu Youtube.

4.3.1. Latencia

Napríklad 100ms/33.3ms na 1 rámec je rovný strate 3 rámcov. Nemala by byť väčšia ako 4 až 5 sekúnd. [28]

4.3.2. Stratovosť paketov

Strata by nemala byť väčšia ako 5 percent. [28]

4.3.3. Odchýlka

Nemá žiadne signifikantné obmedzenia. [28]

4.3.4. Šírka pásma

Záleží od rozlíšenia a kódovania. [28]

QCI	Bearer Type	Application Example	Packet Delay	Packet Loss	Priority
1	GBR	Conversational VoIP	100ms	10^{-2}	2
2		Conversational Video (Live Streaming)	150ms	10^{-3}	4
3		Non-Conversational Video (Buffered Streaming)	300ms	10^{-6}	5
4		Real Time Gaming	50ms	10^{-3}	3
5	NON-GBR	IMS Signaling	100ms	10^{-6}	1
6		Voice, Video, Interactive Games	100ms	10^{-3}	7
7		Video (Buffered Streaming)	300ms	10^{-6}	6
8		TCP apps (web, email, ftp)			8
9		Platinum vs. gold user			9

Obrázok 18. Stratovosť a oneskorenia paketov VoIP, Video, Hry, TCP aplikácie[*27] [28] [29]*

4.4. Dáta

Nad dátami pre QoS sú štandardy dosť všeobecné. Majú mať dostatočne veľkú šírku pásma, ale nemajú veľmi obmedzovať celkovú priepustnosť siete. V zozname sa nachádzajú na konci, pretože nemajú veľmi špecifické nároky na QoS.

5. Meranie QoS v SDN

5.1. Odchýlka, stratovosť, priepustnosť

Po krátkom hľadaní sme zistili, že túto funkcionalitu umožňuje samotný Mininet. Po zadaní pár príkazov, si dokážeme nastaviť obmedzenia aké chceme.

Obmedzovať linku môžeme dvoma spôsobmi. Jedným z nich je posielať priamo http správy na prepínač. Tieto správy majú rovnaký obsah v podstate ako tie, ktoré budeme používať z príkazového riadku, v podstate. Líšia sa len tým, že musia mať formát JSON.

Príklad vytvorenia radu, s maximálnou priepustnosťou 4MB a minimálnou 2MB, pomocou príkazu v príkazovom riadku. [35] Príkaz nastaví parametre pre linku eth1 na požadovanom prepínači.

```
ovs-vsctl – set port eth1 qos=@newqos -- \
--id=@newqos create QoS type=linux-htb other-config:max-rate=10000000 queues=0=@q0 -- --id=@q0 create Queue other-config:min-rate=4000000 other-config:max-rate=8000000
```

```
ovs-vsctl – set port eth1 qos=@newqos -- \
--id=@newqos create QoS type=linux-htb other-config:max-rate=4000000
```

Príkaz sa na začiatku používa tak, že sa zadá len maximálna priepustnosť. Tento príkaz ovplyvňuje všeobecnú premávku cez tento port. Pri pridaní ďalšieho rado, sa už ale dá pridať aj minimálna priepustnosť.

Nastavenie na začiatku pre „port“ je konkrétne rozhranie na zariadení. Teda je potrebné si dať najprv výpis pripojených rozhraní a podľa neho priraďovať konkrétne rozhranie, do nášho príkazu.

Pre vymazanie vytvoreného radu sa použije tento príkaz, na zvolenom prepínači.

```
ovs-vsctl -- --all destroy QoS -- --all destroy Queue
```

Pre zobrazenie konfigurácie na konkrétnom porte použijeme tento príkaz, na zvolenom prepínači. Je veľmi potrebné si strážiť názov rozhrania.

```
ovs-appctl –t ovs-vswitchd qos/show eth1
```

Vymazanie konfigurácie z konkrétneho rozhrania.

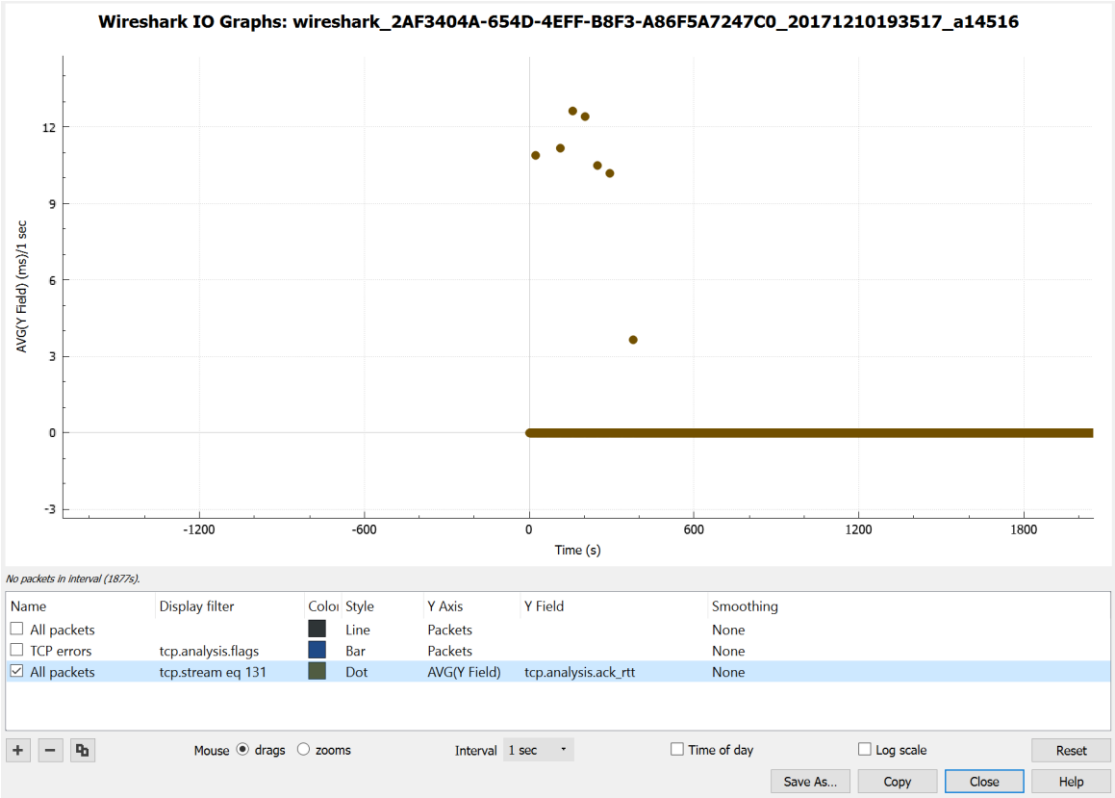
```
Ovs-vsctl  -- clear Port eth1 qos
```

5.2. Oneskorenie

Tento postup ale platí pre analyzovanie len QoS kritérií ako „jitter“, stratovosť paketov a priepustnosť, pre oneskorenie je to výrazne náročnejšie. Pre UDP toky správ je to veľmi náročné, pretože musia byť oba stroje zosynchronizované časovo, ale pre TCP sa do dá merať priamo v programe Wireshark.

5.3. TCP oneskorenie

Pre meranie TCP oneskorenia stačí v programe Wireshark zvoliť konkrétnu TCP komunikáciu, a pri pravom kliknutí na jej inicializačný paket, zvoliť „Follow TCP stream“. Označí sa nám konkrétna TCP komunikácia, a odfiltruje sa ostatná. Následne už stačí zvoliť v hornom menu „statistics“ a „TCP stream graphs“->“Rount Trip Time“ a na grafe vidíme RTT (Round trip time) tejto komunikácie. Oneskorenie sa dá odhadnúť aj ako polovica z RTT času. Pre lepšie zobrazenie si môžeme ešte zobraziť iný graf, ktorý nájdeme tiež v možnosti „statistics“ v hornom menu a zvolíme „I/O Graph“. Na tomto grafe si môžeme pridávať rôzne komunikácie a aj ich porovnávať, nás ale zaujíma jedna konkrétna a tú máme stále vyfiltrovanú v zozname zachytených paketov. Skopírujeme si nastavenie filtra tesne nad týmto zoznamom, napríklad „tcp.stream eq 131“. V okne „IO Graph“ vidíme nižšie zoznam dát, ktoré sú nastavené a vizualizujú sa na grafe. Pri ich zaškrtnutí naľavo, sa aktivuje dané nastavenie a zobrazia sa jeho údaje. My si jeden z týchto nastavení ale zmeníme na to čo potrebujeme sledovať. Pri možnosti „Display filter“ nakopírujeme, už spomínané nastavenie filtra. V „Y Axi“ si zvolíme „AVG(Y Field)“ a do „Y Field“ si pridáme „tcp.aalysis.ack_rtt“. Ak sme nastavili správne, môžeme vidieť na grafe priemerné časy RTT nášho zvoleného TCP toku.



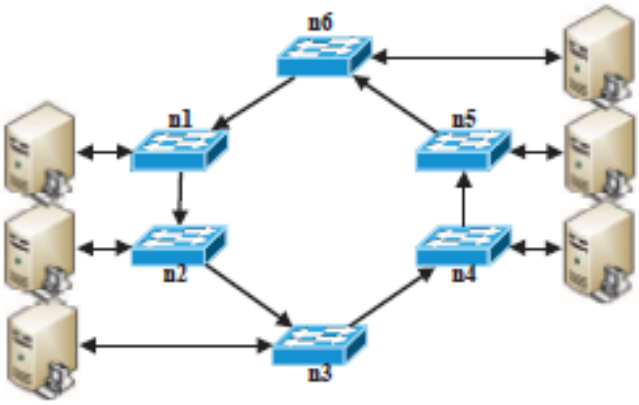
Obrázok 19. Nastavenie IO Grafu vo Wiresharku

5.4. UDP oneskorenie

Pre meranie tejto veličiny sme našli program „ULTRA_PING“. [36] Tento program umožňuje vytvárať rôzne frekvencie tokov aj veľkostí, pre UDP transportný protokol a následne aj zobraziť ich graf. Umožňuje aj meranie oneskorenia paketov z viacerých zariadení naraz. Spúšťa sa tak, že sa na jednom počítači spustí tento program ako server a na druhom ako klient. Je schopný merať aj RTT aj „jednosmerné RTT“, teda oneskorenie. Programy sú dva echo.py a quack.py. Echo.py vykonáva RTT a quack.py len jednosmerné oneskorenie.

6. Kvalita služieb v reálnom čase

Pre overenie modelu článku guck2014 sa porovnávali v článku spomenuté algoritmy – Greedy a MIP. Analyzovala sa 6-uzlová, jednosmerná, kruhová topológia (Obrázok 20. Topológia).



Obrázok 20. Topológia

Každý uzol pridáva premávku (traffic mix) do ringu a každý port má 4 výstupné rady (output queues) skombinované plánovaním priorít (priority scheduling). Maximálna dĺžka hopov v systéme je 3 a sleduje nasledovné požiadavky:

- 70% premávky bude prenášaných na jeden hop
- 20% premávky bude prenášaných na 2 hopy
- 10% premávky bude prenášaných na 3 hopy

Premávka obsahuje štyri triedy prevádzky (service classes), uvedených v tabuľke nižšie. Rozdelenie týchto tried je rôzne, aby každá trieda zahŕňala aspoň 5% premávky. Postupne sa premávka zvyšuje alebo znižuje, v kroku = 5%.

Tabuľka 2. Služby pre hodnotenie

TABLE II. SERVICE CLASSES FOR THE EVALUATION

Name	r_c	b_c	t_c
$c = 1$	$10kByte/s$	$100Byte$	$5ms$
$c = 2$	$10kByte/s$	$100Byte$	$10ms$
$c = 3$	$10kByte/s$	$100Byte$	$20ms$
$c = 4$	$10kByte/s$	$100Byte$	$50ms$

7. QoS algoritmus plánovania tokov

Na plánovanie tokov v sieti využijeme Qos algoritmus plánovania tokov. Algoritmus pozostáva z dvoch častí, genetický algoritmus a mierne modifikovaný Network Calculus model. Genetický algoritmus má na starosti nájdenie vhodnej cesty v sieti pre daný tok. Nájdené cesty sú vyhodnotené pomocou trojice metrík: oneskorenie, priepustnosť a odchýlka. Metriky sa vyrátajú použitím Network Calculus modelu. Každý tok v sieti má okrem zdrojového a cieľového uzla, začiatočného času a príchodovej krivky A(t) ešte trojicu QoS parametrov (w_d, w_j, w_t), predstavujúcu oneskorenie, odchýlka a priepustnosť, ktoré sú požadované pre daný typ toku. Algoritmus teda hľadá cestu, ktorá splní požiadavky toku:

$$x_d \leq w_d \; a \; x_j \leq w_j \; a \; x_t \geq w_t \tag{1}$$

kde (x_d, x_j, x_t) reprezentuje celkové oneskorenie, odchýlka a priepustnosť na trase.

7.1. Genetický algoritmus

Algoritmus sa snaží nájsť najlepšiu cestu pre konkrétny tok. Na ohodnotenie každej cesty využíva jej QoS metriky, ktoré získa použitím network calculus modelu. Algoritmus prebieha 10 iterácií, pričom sa snaží získať pri každej iterácii lepšiu cestu, než akú má doteraz. Po 10 iterácii končí a vráti najlepšiu cestu. Algoritmus môže skončiť predčasne v prípade ak nájde cestu, ktorú ohodnotí hodnotou 0. Počiatočné 2 cesty získa použitím Dijkstrovho algoritmu.

7.1.1. Kríženie

Pokiaľ majú 2 cesty P1, P2 spoločný uzol (okrem začiatočného a koncového), tak môžeme aplikovať kríženie. Krížením vzniknú 2 nové cesty. Nová cesta N1 obsahuje začiatočné uzly z P1 po stredný uzol, stredný uzol, uzly až po koncový uzol z cesty P2. Nová cesta N2 má obrátené použitie ciest P1 a P2.

7.1.2. Mutácia

Zvolí sa vnútorný uzol v ceste, ktorý má najväčšie oneskorenie. Vyhodnotíme či, existuje cesta z predošlého uzla na nasledujúci uzol bez použitia cesty na zvolený uzol, ktorý má najväčšie oneskorenie. Pokiaľ existuje, získame novú cestu.

7.1.3. Iterácia

V nasledujúcej časti je opísaný priebeh konkrétnej iterácie. Vyberú sa 2 najlepšie cesty z predošlej iterácie (v prvom kole sú to cesty získané aplikovaním Dijkstrovho algoritmu). Na oboch cestách sa aplikuje kríženie a mutácia. Použitím kríženia a mutácie získame 8 ciest, z ktorých iba 2 najlepšie putujú do nasledujúcej iterácie.

7.2. Network Calculus model

Výpočet oneskorenia toku získame sumou oneskorení jednotlivých uzlov v sieti. Na výpočet oneskorenia konkrétneho uzla sa aplikuje nasledujúci výpočet:

$$T_{lq} = \frac{\sum_{k=1}^{q} B_{lk} + b_{max}}{CAP_{maxl} - \sum_{k=1}^{q-1} R_{lk}}$$

(2)

Kde Tlq je oneskorenie, ktorému podlieha tok v rade q na linke l, Blk je veľkosť vyrovnávacej pamäte radu k na linke l, bmax je maximálna veľkosť ethernet rámcu a berie v úvahu, že je vždy možné, že sa niektorý paket práve odosiela. Rlk je rýchlosť radu k na linke l a CAPmaxl je maximálna kapacita linky l.

Výpočet celkovej priepustnosti cesty sa rovná najmenšej priepustnosti linky, ktorú obsahuje cesta. Priepustnosť linky vypočítame rozdielom maximálnej rýchlosti linky a obsadenej kapacity linky. Obsadenú kapacitu linky vypočítame súčtom všetkých požadovaných priepustností, ktoré vedú danou linkou.

Implementovaný algoritmus neberie do úvahy hodnoty odchýlky.

8. Návrh dynamického prideľovania pre kontrolér z DP

8.1. Úprava controller.py

V pôvodnej verzii sú v kontrolérovi staticky priraďované linky a IP pre koncové zariadenia. Tiež je problém, že pre konkrétne IP adresy sú priradené konkrétne QoS služby alebo že sa porovnáva počet liniek iba pre prípad keď ich počet je rovný 32, v tomto prípade ostatné topológie s menším počtom liniek nie sú funkčné pre daný kontrolér.

Pri mazaní sa vymaže iba daný prepínač, pričom statické linky ostávajú v topológii, keďže sú staticky zadané v súboroch, ktoré sa následne neupravujú a tým pádom sa neprepočítavajú toky pre upravenú topológiu.

V súbore controller.py bude potreba upraviť nasledujúce funkcie:

- setStaticRoutesOnEdgeSwitch – staticky sa nastavujú IP pre koncové zariadenia, funkcia sa volá keď sa zmení stav prepínača (*forwarder_state_changed*). Funkcia kontroluje, či sedí datapath ID a ak áno, iba v tom prípade priradí staticky IP adresu a nastaví akciu a pridá tok.

Úprava: vymaže sa statické nastavovanie IP pre konkrétny datapath ID, ako ďalší argument do funkcie sa pridá zdrojová adresa z novo prijatého paketu.

- categorizeFlowAndDefineMatch – pre konkrétne IP adresy sú priradené konkrétne QoS. Pre paket kontroluje, či sedia jednotlivé protokoly a potom pre konkrétnu QoS službu kontroluje, či sedí statická IP adresa.

Úprava: využije sa pole HOST, ktoré v sebe uchováva všetky už pre prepínače známe IP adresy koncových zariadení. Pole HOST bude zväčšené o QoS službu pre jednotlivé koncové zariadenia. Postup:

- zdrojová alebo cieľová adresa sa nachádza v poli HOST,
  a) nastavia sa potrebné parametre podľa existujúcej metódy,
  b) v prípade, že jedna z adries sa nenachádza v poli HOST, pridá sa IP a daná QoS služba

- zdrojová a cieľová adresa sa nenachádza v poli HOST,
  a) rozbalí sa prijatý paket, aby sa zistilo o aký typ komunikácie sa jedná,
  b) uložia sa IP adresy koncových zariadení do poľa HOST aj s prislúchajúcou QoS

službou,

c) nastavia sa potrebné parametre podľa existujúcej metódy.

- updateTopologyFromIcmp – kontrolovanie pre počet liniek 32.

Úprava: dynamicky sa bude prepočítavať počet liniek pre konkrétnu topológiu.

- set_queue – pri vytváraní radu je staticky zadaný začiatok mien pri linkách.

Úprava: jeden z argumentov funkcie je aj konkrétny prepínač, na ktorom sa nastavujú rady. Pre prepínač sa budú zisťovať názvy jednotlivých portov, podľa príkazu alebo API volaní, ktoré sa následne uloží do pomocného poľa, z ktorého sa potom budú získavať mená jednotlivých portov pre nastavanie radu.

8.2. Úprava globals.py

Premenná LINKS_CAPACITY:

Je to slovníkový typ, ktorý obsahuje informácie o stave jednosmerných liniek nachádzajúcich sa v sieti. Je potrebné dynamicky vkladať linky v topológií. Kľúč bude reťazec v tvare ‘začiatočný uzol – koncový uzol’ a hodnota je ďalší slovník. Vnorený slovník obsahuje informácie o radoch nachádzajúcich sa na linke. Pri pridávaní novej cesty stačí zachovať pôvodný tvar, pretože to nebudeme meniť.

```
'1-2': {0:{'max_cap': 5600000, 'remaining_cap': 5600000}, 1:{'max_cap': 4400000,
'remaining_cap': 4400000}}
```

8.3. Úprava QOS_linkDB.txt

Rovnako ako pri úprave globals.py je potrebné pridávať do zadaného súboru informácie o nových linkách v topológií. Jeho štruktúra je podobná ako pri LINKS_CAPACITY. Rozdiel je v tom, že obsahuje informácie obojsmerne.

9. Analýza metódy LARAC

Táto kapitola objasňuje fungovanie algoritmu LARAC použitého v článku Lagrange Relaxation Based Method for the QoS Routing Problem[37] určeného na výber trasy v sieťovej topológií systému fungujúceho na softvérovo riadených sieťach rozdelením nepolynomiálného problému na vhodné menšie časti. Ponúka jasné vysvetlenia pre nosné body štruktúry výberu optimálnej cesty a uvádza jednotlivé preudo-operácie pre následnú implementáciu do zvoleného individuálneho riešenia.

9.1. Problém DCLC

Je všeobecne známe, že problém smerovania v komunikačných sieťach je NP-úplný problém, v prípade ak počet parametrov, ktoré by mali byť minimalizované je viac alebo rovné dvom. Riešenie takéhoto problému rastie asymptoticky rýchlejšie ako polynomiálne. Dôsledkom čoho, je že čas potrebný na riešenie tohto problému prekračuje stovky rokov pri akejkoľvek veľkej výpočtovej sile dnešných počítačov a prostriedkov. Väčšina algoritmov preto delí tento problém na menšie podproblémy. Jedným z týchto problémov je aj problém obmedzením oneskorenia pre cestu s najmenšou cenou (angl. Delay Constrained Least Cost Path Problem, DCLC). [37]

9.2. Grafové vektory

V počítačovej sieti majme graf G = (V,E), kde V reprezentuje uzly a E reprezentuje linky. Každá linka e ∈ E má oneskorenie d(e), ktoré je konštantná hodnota propagačného a radového oneskorenia. Zároveň má aj cenu c(e), ktorá môže byť stanovená podľa viacerých parametrov, štandardne podľa predurčených vlastností použitých v konkrétnom systéme. Jednosmerné smerovacie protokoly môžeme deliť na dve základné kategórie; vektorové a stavové (angl. distance vecetor, link state). Sú založené na algoritmoch Bellman-Ford a Dijkstra. [37]

Ak hľadáme najkratšiu cestu pre cenu liniek, tak je riešenie definované nasledovne, kde s reprezentuje počiatočný bod (angl. source) a t určuje koncový uzol (angl. target) [37]:

$$\min_{p \in P'(s,t)} \sum_{e \in p} c(e),$$

(3)

Ak hľadáme cestu pre minimálne oneskorenie linky, tak je riešenie definované nasledovne[37]:

$$\sum_{e \in p} d(e) \leq \Delta_{delay}.$$

(4)

Cesta pre minimálnu cenu liniek je relatívne drahšia ako cesta pre minimálne oneskorenie a cesta pre minimálne oneskorenie je relatívne drahšia ako cesta pre minimálnu cenu liniek. Preto jenutné kooperovať medzi cenou a oneskorením, definovaným ako DCLC. [37]

9.3. Algoritmus

Nasledujúce body postupne opisujú vykonávanie algoritmu pre rôzne podmienky. [37]

a. Na začiatku je stanovená globálna požiadavka pre oneskorenie, označená ako Δdelay.
b. Pomocou Dijkstrovho algoritmu sa vypočíta najkratšia cesta medzi dvoma uzlami označenými ako (s,t) berúc do úvahu cenu liniek ako meradlo vzdialenosti. Výsledok je uložený ako pc. Ak je získaný výsledok menší alebo rovný ako globálna požiadavka pre oneskorenie, algoritmus končí a výsledkom je nájdená cesta.
c. Pomocou Dijkstrovho algoritmu sa vypočíta najkratšia cesta medzi dvoma uzlami označenými ako (s,t) berúc do úvahu oneskorenie liniek ako meradlo vzdialenosti. Výsledok je uložený ako pd. Ak je získaný výsledok väčší ako globálna požiadavka pre oneskorenie, algoritmus končí s výsledkom nemožnosti nájsť cestu pre dané hodnoty.
d. Vypočíta sa hodnota lambda λ pomocou vzorca:

$$\lambda := \frac{c(p_c) - c(p_d)}{d(p_d) - d(p_c)}.$$

(5)

e. kde c() a d() označujú rátanú cenu, resp. oneskorenie pre zvolený argument cesty.
f. Pre každú linku sa vypočíta jej hodnota cλ pomocou vzorca:

$$c_\lambda := c + \lambda \cdot d$$

(6)

g. Pomocou Dijkstrovho algoritmu sa vypočíta najkratšia cesta medzi dvoma uzlami označenými ako (s,t) berúc do úvahu vypočítanú hodnotu cλ liniek ako meradlo vzdialenosti. Výsledok je uložený ako r.
h. Ak je suma hodnôt cλ pre cesty r a pc rovnaká, algoritmus končí a výsledkom je cesta pd. Všetky cesty sú cλ minimálne.
i. Ak suma oneskorení na nájdenej ceste r je menšia alebo rovná ako globálna podmienka pre oneskorenie, cesta r sa uloží ako cesta pd.
j. Ak suma oneskorení na nájdenej ceste r je väčšia ako globálna podmienka pre oneskorenie, cesta r sa uloží ako pc.
k. Algoritmus sa vracia na krok číslo 4.

Výstupom algoritmu je nájdenie najlepšej cesty medzi dvoma bodmi použitím optimálnej hodnoty lambda. [37]

V niektorých špecifických prípadoch môže nastať, že algoritmus nedokáže identifikovať optimálnu cestu pre akúkoľvek hodnotu lambdy – tak ako nedokáže ani žiadny iný algoritmus založený na princípe súhrnov cien liniek. [37]

10. Analýza metódy SAQR

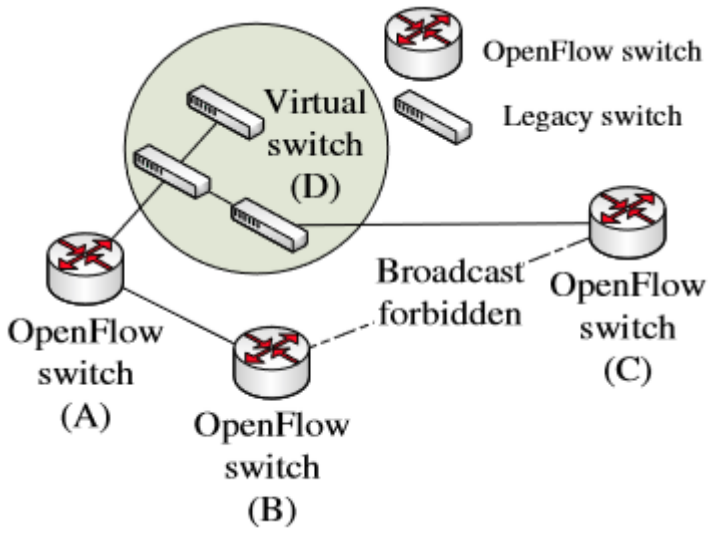
Zmena celej klasickej siete na SDN sieť je prakticky nemožná, kvôli vysokej cene náhrady. Existujú hybridné SDN siete, kde fyzické prepínače kooperujú s SDN prepínačmi. Sú dve možnosti zostavenia SDN hybridnej topológie, určiť topológiu staticky, čo je jednoduchší variant alebo ďalej preberaný variant a to je naučiť SDN kontrolér topológiu dynamicky. Vytvorenie hybridnej SDN siete nie je triviálny problém a preto autori v článku zameranom na spomínané hybridné SDN siete rozdelili svoj algoritmus na tri časti[38]:

- Zostavenie hybridnej topológie,
- Nájdenie hosta a prevencia proti slučkám,
- Aplikácia SA (Simulated Annealing) na QoS požiadavky

Každý SDN prepínač odosiela LLDP (Link Layer Discovery Protocol) paket do SDN kontroléra. Klasický prepínač však takéto pakety neodošle a SDN kontrolér tak o ňom nič nevie. Na týchto prepínačoch beží STP (Spanning Tree Protocol) a LBP (Learning Bridge Protocol) a na základe takýchto paketov vieme zostaviť celú topológiu. Z STP paketu vieme získať MAC adresu a číslo portu a vytvoriť v SDN kontroléry virtuálny prepínač. Jeden virtuálny prepínač sa môže skladať z jedného alebo viac klasických prepínačov. Virtuálny prepínač ma nasledujúce atribúty[38]:

- Switch id - MAC adresa získlaná od root id v hlavičke STP paketu,
- Port id - reťazec z id prepínača a id portu v hlavičke STP paketu.

Napríklad SDN kontréler nájde v nasledujúcej sieti (Obrázok č.1.) jeden virtuálny prepínač s dvoma portami. [38]



Obrázok 21. Príklad topológie[38]

Po zostavení hybridnej topológie je ešte potrebné vyriešiť nájdenie klienstkého PC. Na lokalizáciu klienstkého PC vieme využiť ARP pakety. Ak SDN prepínač dostane ARP paket prvý krát z portu pripojeného k neznámemu objektu, potom je klienstký PC pripojený na tento SDN prepínač na danom porte. Ak je ten port pripojený k virtuálnemu prepínaču, tak host je pripojený na virtuálnom prepínači. Ďalej je potrebné vyriešiť problém slučiek. Na niektorých linkách v topológií treba vypnúť broadcast (broadcast forbidden linka z obrázka 21), toto sa dá jednoducho vyriešiť pomocou STP. [38]

Ak chceme v takejto topológii (obrázok 21) odoslať paket z prepínača A do C, cez prepínač D, tak na prepínačoch A a C vieme dať vstupný tok, ktorý povie z akého rozhrania majú odoslať paket. V prepínači D, sa preposielanie urobí samé pomocou LBP. Na základe LBP vieme poslať Packet-out informáciu, ktorá bude obsahovať "falošný paket" z prepínača C do prepínača D. Paket bude obsahovať adresu cieľa a upozorní prepínač D, že pakety obsahujúce cieľovú adresu prepínača C majú byť odoslané do prepínača C. [38]

Aplikácia SA na QoS sa rozdeluje na tri moduly[38]:

- Nájdenie topológie - tento modul prijíma pakety z SDN prepínačov, normálnych prepínačov a hostov a vytvára virtuálnu topológiu v SDN kontroléry
- Zbierač informácií o sieti - tento modul periodicky zisťuje stav siete od SDN prepínačov a predpokladaný stav siete od normálnych prepínačov aby pomohol rozdeleniu tokov nájsť sieťové zdroje (prostriedky)
- Rozdelenie tokov - tento modul nájde najlepšiu cestu podla SAQR na základe SLA (Service Level Agreement - zadefinované používateľom) a dvoch predošlích modulov

Keď modul prijíme Packet-in požiadavku, QoS požiadavky (SLA) sa skontrolujú prvé. Potom modul vygeneruje prvú cestu na základe Dijkstrovho algoritmu a vypočíta cenu tejto cesty (Cp). Rovnica pre Wx (váhu) slúži na konkrétnejšie upravenie QoS parametrov, kvôli rôznym stavom siete, x môže byť nahradené oneskorením, stratovosťou alebo šírkou pásma. Váha bude väčšia ak daný QoS parameter nenájde uplatnenie príliš veľa krát, čo môže byť upravené MRx (miss rate) parametrom. Pokiaľ sa premenná T (počet prepínačov v topológii) dostane na nulovú hodnotu, algoritmus iteratívne vykonáva dva kroky 1) Generuje susednú cestu a počíta váhu cesty. Nahradzuje časť cesty cez port, ktorý nebol využitý na pôvodnej ceste. 2) move_to_neighbor_state - ak susedná cesta má nižšiu váhu, nahradí ju v pôvodnej ceste. V opačnom prípade nahradí cestu s pravdepodobnosťou podľa vzorca (Obrázok č.2.) Pričom hodnota c je nastavená na -0.75, tým algoritmus predíde nájdene iba lokálneho optima. [38]

$$p(C_P, C_N, t) = \begin{cases} 1 & , \quad C_N < C_P \\ e^{\frac{c|C_N - C_P|}{t}} & , \quad C_N \geq C_P \end{cases}$$

(7)

V nasledujúcej tabuľke sú vysvetlené premenné použité v pseudo kóde. [38]

Tabuľka 3 Premenné v pseudo kóde a rovniciach

Notation	Definition
P	Selected path
N	Neighbour path generated by selected path
C_P	Cost of selected path
C_N	Cost of neighbour path
t	Iterations count
T	Maximal iterations count
$< P_d, P_l, P_b >$	Delay, loss rate and bandwidth of selected path
$< R_d, R_l, R_b >$	Delay, loss rate and bandwidth of QoS requirements vector
$< W_d, W_l, W_b >$	Weights for delay, loss rate and bandwidth
$< MR_d, MR_l, MR_b >$	Miss rates for delay, loss rate and bandwidth
W_x, MR_x	Weight and miss rate for x (delay, loss rate or bandwidth)
c	Coefficient for probability function (equation (4))

O premenných vieme nasledujúce vzťahy. [38]

$$C_p = W_d \frac{(P_d - R_d)}{R_d} + W_l \frac{(P_l - R_l)}{R_l} + W_b \frac{(R_b - P_b)}{R_b}$$

$$W_x = \frac{MR_x}{MR_d + MR_l + MR_b}$$

$$MR_x = \frac{Number\ of\ flows\ that\ cannot\ meet\ requirement\ x}{Number\ of\ flows\ in\ history}$$

$$p(C_P, C_N, t) = \begin{cases} 1 & , \quad C_N < C_P \\ e^{\frac{c|C_N - C_P|}{t}} & , \quad C_N \geq C_P \end{cases}$$

$$(P_d \leq R_d)\ (P_l \leq R_l),\ (P_b \geq R_b)$$

(8)

Pseudo kód ku dynamickému zostaveniu topológie.

```
packet = rozbal_packet()
If packet == “STP”
        pridad_port()
        prirad_MAC()
        zostav_VS()
If packet == “ARP”
        pridad_port()
        prirad_MAC()
        zostav_HOST()
```

Pseudo kód algoritmu SA (Simulated Annealing).

```
Input:
        src (source address),
        dst (destination address),
        r_vec (QoS requirements vector)
Output:
        P (routing path)
P = Dijkstra (src, dst)
C_P = calculate_path_cost(P, r_vec)
for t = T to 0 do
        N = generate_neighbor_path(P)
        C_N = calculate_path_cost(N, r_vec)
        if move_to_neighbor_state(C_P, C_N, t) then
                P = N
                C_P = C_N
        end if
end for
return P
```

11. Analýza metódy ASA

V sieťach na báze prepínania paketov sú súbory rozdeľované na menšie pakety, ktoré sú odosielané cez čo najefektívnejšie susedné smerovače. Výber suseda prebieha pomocou výberového mechanizmu, implementovaného v prepínacom alebo smerovacom zariadení. Tento mechanizmus je taktiež zodpovedný za zahadzovanie niektorých paketov a dát, čo tvorí veľký problém v sieti, nakoľko je veľmi dôležité vyhnúť sa príliš veľkému počtu zahodených paketov v internete.[39]

Ak je paket zahodený predtým, ako dorazí do cieľovej stanice, všetky zdroje, ktoré sa využili na jeho prenos sú zbytočne zaťažované. V extrémnych prípadoch môže táto situácia viesť ku kolapsu siete. Práve z tohto dôvodu bolo vytvorených viacero dynamických metodológií na správu zdrojov v internete, ako napríklad Weighted Fair Queue (WFQ) [1], Stochastic Fairness Queuing (SFQ) [2], alebo aj Random Early Detection (RED) [3] a podobne. Taktiež je medzi nimi možné radiť aj autormi predstavený algoritmus – Adaptive Scheduling Algorithm (ASA). [39]

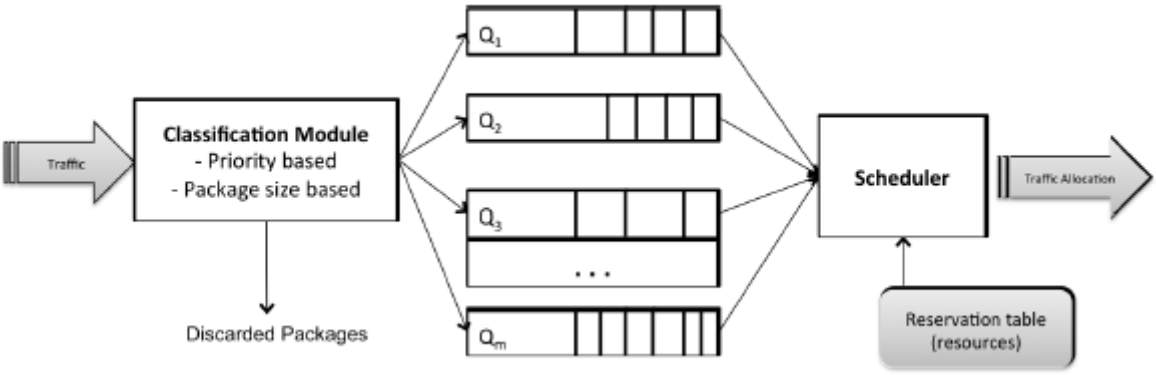
Predstavený algoritmus má rozšíriť všeobecný SDN model, pomocou integrácie softvérovo ovládaného plánovača pre radenie toku v dátovej rovine - autori sa snažia zredukovať zložitosť stratégie plánovača. Tvrdia, že koncové prepínače v dátových centrách s podporou OpenFlow protokolu a iných prvkov SDN sietí, sú schopné podporiť pokročilé úrovne konfigurácií. [39]

Príspevok autorov je nasledovný[39]:

- vypracovanie plánovacej stratégie s viacerými pravidlami, v snahe o čo najväčšiu optimalizáciu vyťaženosti v SDN sieť,
    - stratégia založená na adaptívnom mechanizme, kde sú toky priorizované ako podľa heterogénnosti zdrojov siete, tak aj podľa aplikačných tokov,
- poskytnutie teoretickej a empirickej analýzy efektivity manažmentu zdrojov v SDN sieti, pri rôznych pravidlách a podmienkach.

11.1. Generický systémový model

Jednotlivé toky paketov sú definované: $\{F_i\}_{1\leq i\leq n}$. Všetky pakety v toku F_i majú rovnakú veľkosť D_i. Všetky toky z globálnej rady Q, môžu byť rozdelené medzi interné toky $\{Q_j\}_{1\leq j\leq m^2}$. Rozdelenie globálneho toku do interných je definované na základe priority. Priorita môže byť napríklad veľkosť paketov v toku. [39]



Obrázok 22. Systémová architektúra založená na manažmente radu[39]

Na obrázku je znázornený koncept. Reservation table (rezervačná tabuľa RT) je využívaná algoritmom pre statickú alokáciu na zachovanie pracovného zaťaženia zdrojov (W_p) – v našom prípade portov na prepínačoch (P). Pre jednoduchosť budeme predpokladať, že všetky porty majú rovnakú kapacitu, toky prichádzajú s poissonovým rozdelením[3] s rovnakým parametrom λ. [39]

Tabuľka 4. Skratky a ich význam[39]

Notation	Description
$n; n_{max}$	The number of Flows; The maximum number of Flows.
m	The number of resources (ports).
F_i	The Flow.
D_i	The size of a package in Flow F_i.
Q_i	The sub-Queue of a global queue (Q).
W_i	The resource workload (used bandwidth).
λ	Variance of a Poisson distribution.
μ	The parameter of the exponential distribution, often called the *rate parameter*.
μ_n	The exponential rate parameter for a specific number of Flows, n.
$t; \Delta t$	Time; A short interval of time denoting a transition step.
$N(t)$	Number of Flows at moment t.
$p_n(t)$	Probability to have n Flows at moment t.
p_n	Probability to have n Flows in a steady state (at equilibrium).
$E(F)$	Efficiency metric for a set of Flows (F).
ρ	The amount of processing-time per unit time (λ/μ) divided by the processing capabilities per unit time (number of resources, m).
T_L	Lower throughput.
T_U	Upper throughput.
T_M	Utilization rate.

[3] https://sk.wikipedia.org/wiki/Poissonovo_rozdelenie

11.2. SDN algoritmy

Pre zabezpečenie optimálneho procesu prideľovania musí plánovač nájsť optimálne riešenie pre problém s využívaním zdrojov za predpokladu, že tok F_i namapovaný P_j nebude preplánovaný na iný zdroj. Z tohto dôvodu plánovač dodržuje prísnu politiku prideľovania tokov na základe ich priority a najvyššie toky sú pridelené ako prvé. Prideľovanie zdrojov je poskytnuté v troch rôznych scenároch založených na nasledujúcich definíciach minimálnej šírky pásma[39]:

- Minimálna šírka pásma sa rovná vysielanému času (transmission window time) pre tok o veľkosti D_i (základný scenár).
- Minimálna šírka je väčšia ako súčet všetkých alokovaných tokov s minimálnou šírkou (najhorší scenár).
- Minimálna šírka je menšia ako súčet všetkých tokov s minimálnou šírkou („typický“ scenár).

Boli vyvinuté tri verzie algoritmu na základe tokovej úrovne[39]:

- *Fixed priority scheduling strategy* – uplatňuje sa špecifická stratégia výberu (FIFO, náhodný, ...).
- *Balanced scheduling strategy* – podobná k Max-Min-max vyberaniu.
- *Adaptive cost scheduling strategy* – prispôsobený súčasnému využívaniu zdrojov.

11.2.1. Fixed Priority Scheduling strategy

Algoritmus zvažuje rôzne stratégie pre každý rad a spracováva všetky rady začínajúc od najvyššej priority. Slovný opis algoritmus[39]:

1. Priraď každému portu nulové zaťaženie $W_p = 0$; $W_p(bandwidth)$.
2. Ulož všetky toky do poľa Q.
3. Kým nie je „tokové pole“ Q prázdne opakuj.
    a. Začni od najvyššej priority po najnižšiu – priorita sa určuje podľa veľkosti paketov v toku.
    b. Zisti si potrebné informácie o danom tokoch s rovnakou prioritou z poľa Q do premennej Q_{pr}.

c. Zníž pole Q o dané toky Q_{pr}.

d. Kým pole tokov s rovnakou prioritou Q_{pr} nie je prázdne.

i. Vyber si určitý tok F_q – určitý tok si možno vybrať ľubovoľnou stratégiou (FIFO, náhodne).

ii. Nájdi port s najmenšou šírkou pásma W_p medzi všetkými portami m.

iii. Zisti, či šírka pásma na porte W_p je menší ako maximálna šírka pásma W_{MAX}.

1. Áno, priraď tok k portu, zväčši šírku pásma W_p na porte o veľkosť toku D_q a zmenši pole tokov s rovnakou prioritou Q_{pr} o daný tok F_q.

2. Nie, zahoď všetky toky z Q_{pr}.

4. Vráť pole portov s ich vyťaženosťou (využitou šírkou pásma) W.

Algorithm 1 Fixed Priority Scheduling using Specific Selection Strategy

```
1: procedure FixedPriorityScheduling(Q, strategy)
2:     for all ports, p do
3:         W_p ← 0;
4:     end for
5:     Q ← Set of Flows;
6:     while Q ≠ Φ do
7:         for pr = HighestPriority ... LowestPriority do
8:             Q_pr ← extractFlows(Q, pr);
9:             Q ← Q \ Q_pr;
10:            while Q_pr ≠ Φ do
11:                Select flow F_q ∈ Q_pr using specified strategy;
12:                                    ▷ strategy can be: FCFS, random, etc.
13:                W_p ← min_{j=1,m} {W_j};
14:                if W_p < W_MAX then
15:                    Allocate Flow F_q on Port p; W_p ← W_p + D_q; Q_pr ← Q_pr \ F_q;
16:                else
17:                    Consider other Port.
18:                    if all Ports are used at maximum capacity then
19:                        Drop all Flows from Q_pr.
20:                    end if
21:                end if
22:            end while
23:        end for
24:    end while
25:    Return W;                                  ▷ Array with Ports' workload.
26: end procedure
```

Obrázok 23. Algoritmus pre Fixed Priority Scheduling strategy[39]

11.2.2. Balanced scheduling strategy

Algoritmus dva predstavuje stratégiu pre vyrovnávanie plánovania tokov tým, že sa spracuje najprv najdlhší tok a potom najkratší. Táto zmes zaisťuje dobrú rovnováhu v spracovaní radu. Po každom pridelení toku do portu sa aktualizuje pracovné zaťaženie každého portu (šírka pásma). Slovný opis algoritmu 2[39]:

1. Priraď každému portu nulové zaťaženie $W_p = 0$; $W_p(bandwidth)$.
2. Ulož všetky toky do poľa Q, nastav premennú n na počet tokov v poli Q
3. Nastav premennú m na počet portov v topológii
4. Zisti, či počet tokov n je menší ako počet portov m
    a. Áno, priraď každému portu i , jeden tok F_i. Zvýš šírku pásma pre port W_i o tok D_i (veľkosť paketov).

b. Nie, prechádzaj postupne jednotlivými portami

   i. Vypočítaj minimálnu cenu jednotlivých tokov – využíva sa algoritmus 3.

   ii. Vyber najväčší tok spomedzi všetkých na konkrétnom porte C_{pq}

   iii. Zisti, či šírka pásma na porte W_p je menší ako maximálna šírka pásma W_{MAX}.

      1. Áno, priraď tok F_q. k portu p, zväčši šírku pásma W_p na porte o veľkosť toku D_q a zmenši pole tokov Q o daný tok F_q.

      2. Nie, nájdi iný port.

         a. Ak všetky porty sú vyťažené, zahoď všetky toky v poli Q.

   iv. Kým nie je pole tokov Q prázdne pokračuj.

      1. Vypočítaj minimálnu cenu jednotlivých tokov – využíva sa algoritmus 3.

      2. Vyber najmenšiu cenu pre tok spomedzi všetkých na konkrétnom porte C_{pq}.

      3. Zisti, či šírka pásma na porte W_p je menšia ako maximálna šírka pásma W_{MAX}.

         a. Áno, priraď tok F_q. k portu p, zväčši šírku pásma W_p na porte o veľkosť toku D_q a zmenši pole tokov s Q o daný tok F_q.

         b. Nie, nájdi iný port.

            i. Ak všetky porty sú vyťažené, zahoď všetky toky v poli Q.

   v. Ak pole tokov Q je prázdne, skonči.

vi. Vypočítaj minimálnu cenu jednotlivých tokov – využíva sa algoritmus 3.

vii. Vyber najväčší tok spomedzi všetkých na konkrétnom porte C_{pq}.

viii. Zisti, či šírka pásma na porte W_p je menší ako maximálna šírka pásma W_{MAX}.

1. Áno, priraď tok F_q. k portu p, zväčši šírku pásma W_p na porte o veľkosť toku D_q a zmenši pole tokov Q o daný tok F_q.

2. Nie, nájdi iný port.

a. Ak všetky porty sú vyťažené, zahoď všetky toky v poli Q.

ix. Vráť pole portov s ich vyťažením – využitou šírkou pásma W.

Slovný opis k algoritmu 3:

Do algoritmu vstupujú atribúty – pole tokov Q a pole portov s ich využitou šírkou pásma W.

1. Nastav pole cien tokov na nulu *Costs* = 0.

2. Pre každý tok F_i v poli Q vykonaj.

a. Pre každý port P_j v poli *Ports* vykonaj.

i. Priraď do premennej C_{ij} veľkosť toku D_i sčítaj s využitou šírkou pásma W_j – laicky povedané, snažíme sa skombinovať všetky možnosti priradenia portu k toku a zistiť tak jednotlivé ceny.

b. Do premennej C_{pi} priraď najmenšiu cenu toku pre každý port.

c. Premennú C_{pi} zlúč s poľom *Costs*.

Algorithm 2 Balanced Scheduling

```
1: procedure BalancedScheduling(Q)
2:     for all ports, p do
3:         W_p ← 0;
4:     end for
5:     Q ← Set of Flows; n ← |Q|;
6:     m ← Number of Ports;
7:     if n ≤ m then                          ▷ Bootstrap Strategy (Allocate each Flow on a Port).
8:         for i = 1, n do
9:             Allocate Flow F_i on Port i; W_i ← W_i + D_i;
10:        end for
11:    else
12:        for k = 1, m do                    ▷ Allocate a Port for a larger Flow.
13:            Costs = ComputeMinAllocationCosts(Q, W);
14:            Select C_pq ← max {C_ji}, C_ji ∈ Costs;
15:            if W_p < W_MAX then
16:                Allocate Flow F_q on Port p; W_p ← W_p + D_q; Q ← Q \ F_q;
17:            else
18:                Consider other Port.
19:                if all Ports are used at maximum capacity then
20:                    Drop all Flows from Q.
21:                end if
22:            end if
23:        end for
24:        while Q ≠ Φ do
25:            Costs = ComputeMinAllocationCosts(Q, W);
26:            Select C_pq ← min {C_ji}, C_ji ∈ Costs;
27:            if W_p < W_MAX then
28:                Allocate Flow F_q on Port p; W_p ← W_p + D_q; Q ← Q \ F_q;
29:            else
30:                Consider other Port.
31:                if all Ports are used at maximum capacity then
32:                    Drop all Flows from Q.
33:                end if
34:            end if
35:            if Q == Φ then
36:                exit;
37:            end if
38:            Costs = ComputeMinAllocationCosts(Q, W);
39:            Select C_pq ← max {C_ji}, C_ji ∈ Costs;
40:            if W_p < W_MAX then
41:                Allocate Flow F_q on Port p; W_p ← W_p + D_q; Q ← Q \ F_q;
42:            else
43:                Consider other Port.
44:                if all Ports are used at maximum capacity then
45:                    Drop all Flows from Q.
46:                end if
47:            end if
48:        end while
49:    end if
50:    Return W;                              ▷ Array with Ports' workload.
51: end procedure
```

Obrázok 14. Algoritmus pre Balanced Scheduling[39]

Algorithm 3 Compute Minimum Allocation Costs for a Flow

```
1: procedure ComputeMinAllocationCosts(Q, W)
2:     Costs ← Φ;
3:     for each flow F_i ∈ Q, i = 1, n do
4:         for each port P_j ∈ Ports, j = 1, n do
5:             C_ji ← W_j + D_i;
6:         end for
7:         C_pi ← min {C_ji}, j = 1, m;
8:         Costs ← Costs ∪ C_pi;
9:     end for
10:    Return Costs;
11: end procedure
```

Obrázok 25. Algoritmus pre výpočet minimálnej ceny toku[39]

11.2.3. Adaptive cost scheduling strategy

Slovný opis algoritmu 4[39]:

1. kým nie je pole tokov Q prázdne pokračuj.
2. Do premennej *NormCosts* vlož nulu.
3. Pre každý tok F_i v poli Q vykonaj.
    b. Pre každý port P_j v poli *Ports* vykonaj.
        i. Priraď do premennej C_{ij} veľkosť toku D_i sčítaj s využitou šírkou pásma W_j – laicky povedané, snažíme sa skombinovať všetky možnosti priradenia portu k toku a zistiť tak jednotlivé ceny.
    c. Do premennej C_{pi} priraď najmenšiu cenu toku pre každý port.
    d. Do premennej D_p vyber minimálnu veľkosť paketu.
    e. Do premennej E_{pi} vydeľ premennú C_{pi} s premennou D_p.
    f. Premennú E_{pi} zlúč s poľom *NormCosts*.
2. Vyber najväčšiu položku E_{pq} z poľa *NormCosts*.
3. Ak šírka pásma na porte W_p je menšia ako maximálna možná W_{MAX}
    a. Áno, alokuj tok F_q na port *p*, , zväčši šírku pásma W_p na porte o veľkosť toku D_q a zmenši pole tokov Q o daný tok F_q.
    b. Nie, zahoď všetky toky z poľa Q.
4. Vráť pole portov s ich využitou šírkou pásma.

Algorithm 4 Adaptive Cost Scheduling

```
1: procedure AdaptiveCostScheduling(Q)
2:     while Q ≠ Φ do
3:         NormCosts ← Φ;
4:         for each flow F_i ∈ Q, i = 1, n do
5:             for each port P_j ∈ Ports, j = 1, n do
6:                 C_ji ← W_j + D_i;
7:             end for
8:             C_pi ← min {C_ji}, j = 1, m;
9:             D_p ← min {D_i}, i = 1, n;
10:            E_pi = C_pi / D_p;
11:            NormCosts ← NormCosts ∪ E_pi;
12:        end for
13:        Select E_pq ← max {E_ji}, E_ji ∈ NormCosts;
14:        if W_p < W_MAX then
15:            Allocate Flow F_q on Port p;
16:            W_p ← W_p + D_q; Q ← Q \ F_q;
17:        else
18:            Drop all Flows from Q.
19:        end if
20:    end while
21:    Return W;                          ▷ Array with Ports' workload.
22: end procedure
```

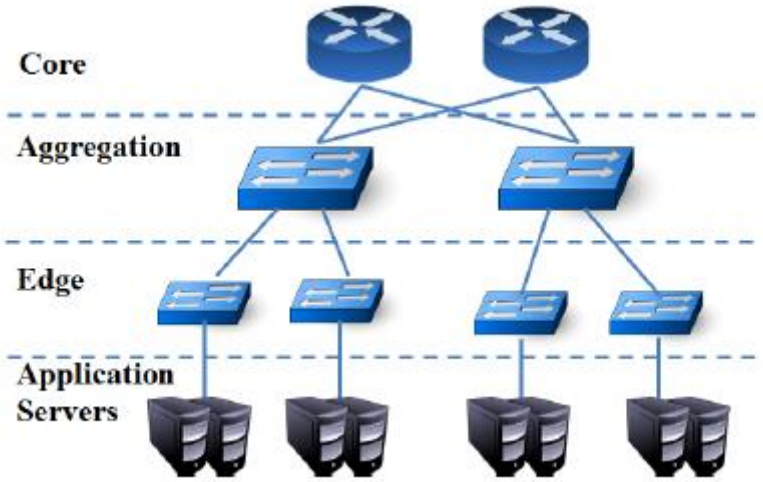
Obrázok 26. Algoritmus pre Adaptive Cost Scheduling[39]

11.2.4. Simulačné prostredie

Dátové centrá sú väčšinou konštruované ako veľké skupiny počítačov, ktoré sú vlastnené a používané jednou organizáciou, ako napríklad veľké univerzity, alebo súkromné podniky. Počet serverov v rámci týchto centier sa líši od niekoľko tisíc, po niekoľko desaťtisíc kusov. [39]

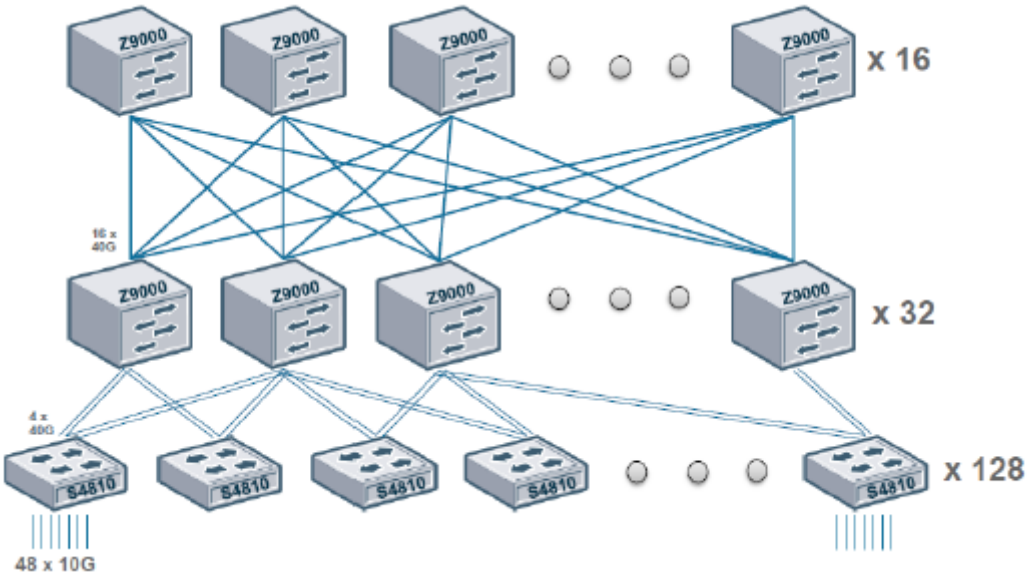
Typické dátové centrum je organizované do 3-vrstvej architektúry (v prípade menších centier sa jadro a agregačná vrstva spájajú do jednej a tvoria tak 2-vrstvú architektúru) [39]:

- Okrajová vrstva
  - pozostáva z Top-of-Rack prepínačov, ktoré pripájajú serveri k sieťovej štruktúre
- Agregačná vrstva
  - pozostáva zo zariadení, ktoré spájajú ToR prepínače s okrajovou vrstvou
- Jadro
  - pozostáva zo zariadení, ktoré prepájajú dátové centrum a WAN



Obrázok 27. Architektúra dátového centra[39]

Samotná sieťová architektúra, ktorú autori použili pri testovaní sa nazýva Clos sieť – viacstupňová prepínacia sieť, kde je možné použiť prepínače malých rozmerov. Je takisto možné túto sieť navrhnúť ako neblokujúcu, podobne ako aj cross-bar prepínač – pre každý vstupno-výstupný pár vieme nájsť usporiadanie ciest pre spojenie vstupov a výstupov cez prepínače v strednom stupni. [39]

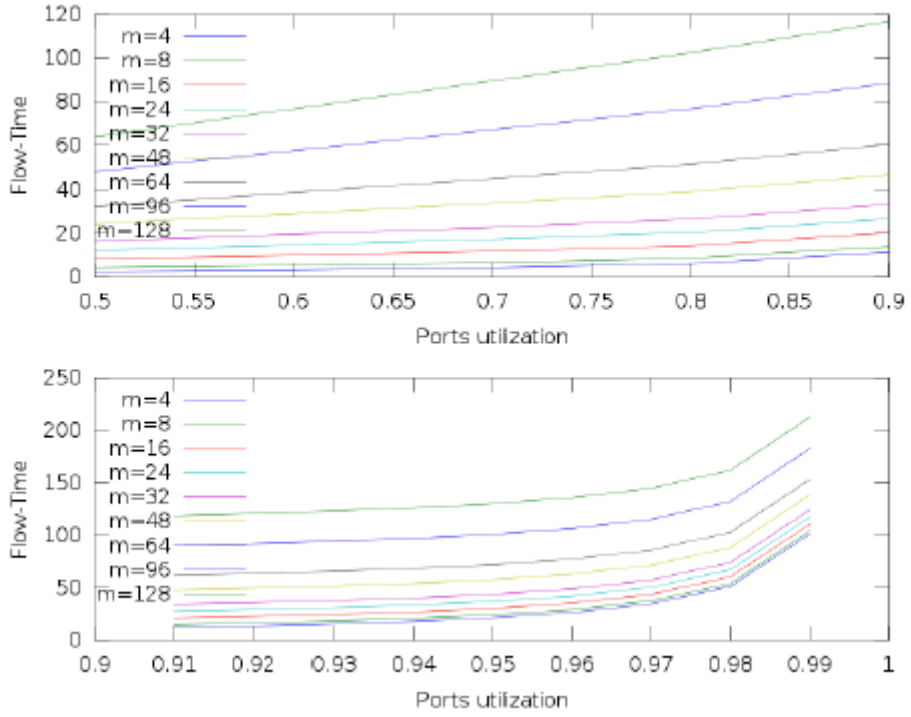


Obrázok 28. Jednoduchá Clos topológia[39]

11.2.5. Hodnotenie navrhovaného systému

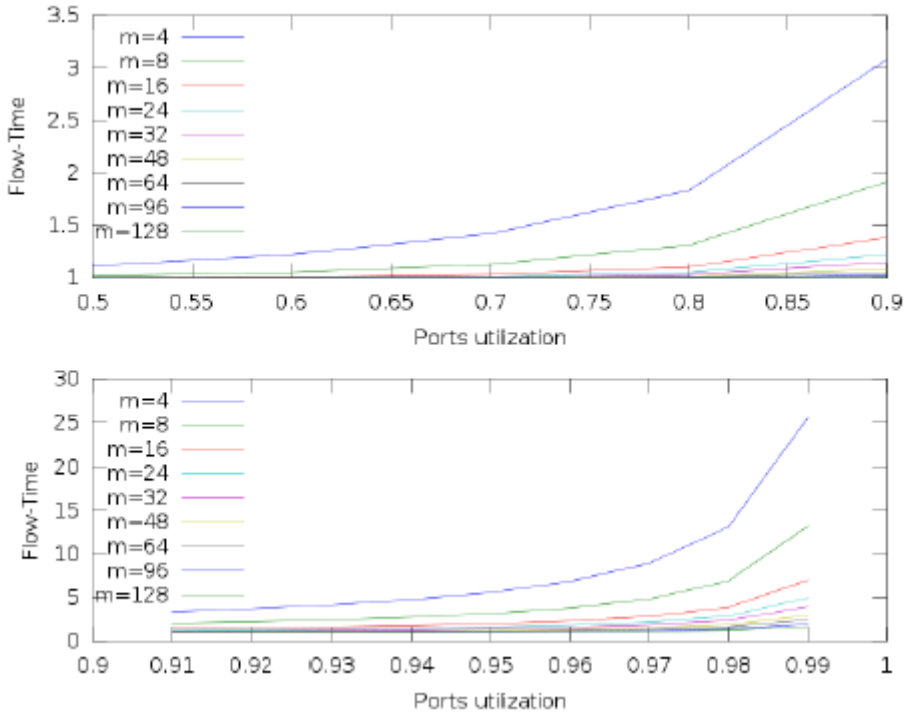
Hodnotilo sa podľa rôznych kritérií, pričom sa bral ohľad hlavne na flow-time (suma finálnych časov pre všetky existujúce toky v systéme). Optimálny plán je ten, ktorý minimalizuje tento čas. [39]

- Efektivita pri rôznom počte portov a pri fixnom čase príchodu (arrival time) [39]
    - flow-time sa zvyšuje, keď sa zvyšuje aj priemerné využitie
    - čím vyšší počet portov, tým lepšie výsledky

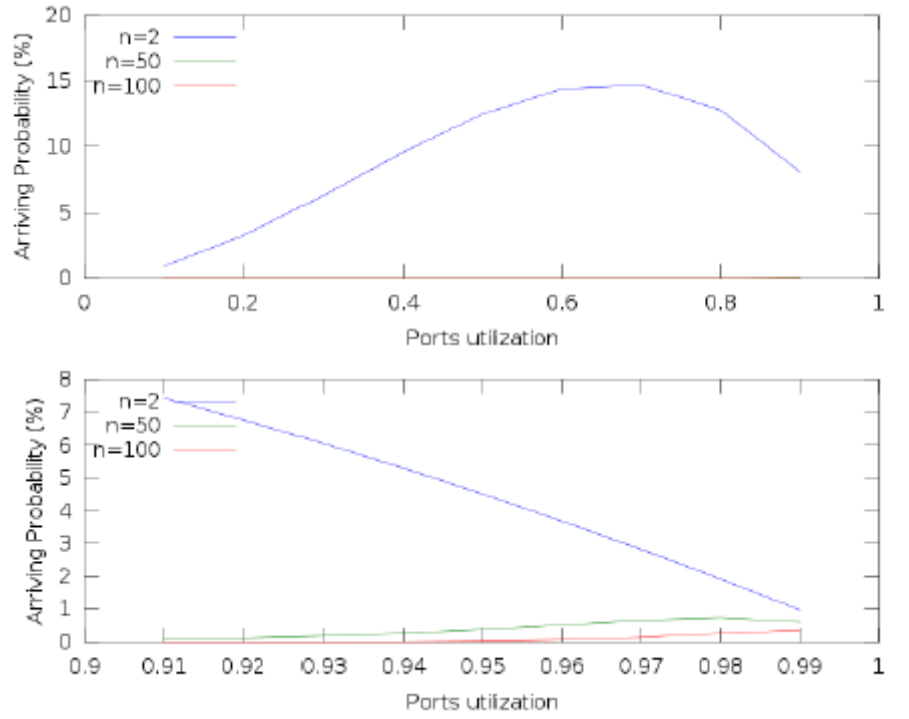


Obrázok 29. Očakávaný flow-time pre rozdielny počet portov (fixný čas príchodu) [39]

- Efektivita pri rôznom počte portov a zachovanej (fixnej) rýchlosti spracovania[39]
    - Flow-time za zvyšuje, keď sa zvyšuje priemerné využitie
    - čím nižší počet portov, tým lepšie výsledky



Obrázok 30. Očakávaný flow-time pre rozdielny počet portov (fixná rýchlosť spracovania) [39]



Obrázok 31. Pravdepodobnosť, že v systéme sa bude nachádzať práve n tokov[39]

11.2.6. Záver

Autori predstavili nový prístup k riadeniu systému v SDN, ktorý zahŕňa softvérovo riadený plánovač pre radenie tokov v dátovej vrstve. Hlavnou metrikou pre alokáciu zdroje v navrhnutom algoritme je minimálny čas spracovania toku.[39]

12. Analýza MILP algoritmu

Dnešné LAN siete pozostávajú z mnohých používateľských zariadení, ktoré sa pripájajú do internetu rôznymi sieťovými technológiami (Ethernet, 2,4 GHZ WiFi, 5 GHZ WiFi). Všeobecne sa tieto zariadenia pripájajú do internetu jednou technológiou kategorizovanou podľa priority. Toto statické nastavenie nedovoľuje sieťam odomknúť ich plný potenciál v zmysle latencie a priepustnosti. Na vyriešenie tohto problému bol predstavený algoritmus rovnomerného rozdelenia záťaže, ktorý dynamicky pridelí potrebnú technológiu a cestu cez sieť pre každý tok, založený na požiadavkách, dostupnosti šírky pásma a vlastnosti linky. Cieľom tohto algoritmu je nájsť optimálnu konfiguráciu ciest pre všetky toky v sieti a maximalizovať tak celkovú priepustnosť. Algoritmus sa dokáže dynamicky prispôsobiť zmenám podmienok v sieti, príchodu nových tokov, zrušeniam tokov a chýbam liniek. Tento problém bol sformulovaný ako MILP problém. Riešenie MILP problému využíva heuristický algoritmus, ktorý je najrýchlejší. Bol otestovaný na ns-3 module, reálnych zariadeniach a rôznych tokoch.[40]

V posledných rokoch sa výrazne rozvinuli lokálne siete (LAN). Sú používané stále rastúcim počtom rôznych zariadení (napr. počítače, prenosné počítače, inteligentné televízory, tablety, smartphony), ktoré sú pripojené k internetu pomocou rôznych káblových a bezdrôtových sieťových technológií (napr. Ethernet, rozvody elektrického vedenia, rôzne štandardy Wi-Fi) a spotrebiteľské služby s čoraz prísnejšími požiadavkami (napr. Voice over IP, Video on Demand, IP-TV). Na jednej strane, moderné multimediálne služby vyžadujú striktnú kvalitu a sú veľmi citlivé na prerušenia a degradáciu (napr. vysoká latencia, preťaženie alebo poruchy spojenia). Na druhej strane LAN sa zväčša spravujú statickým spôsobom, a tým pádom nemôžu automaticky reagovať včas na dočasné narušenia, ktoré spôsobujú zníženú kvalitu QoE. V niektorých prípadoch môže používateľ manuálne prenastaviť priority používaných technológií, ale nie sú zmienky o dynamickom menení medzi týmito technológiami alebo používaním viacerých technológií naraz. [40]

Architektúra LAN siete je reprezentovaná grafom definovaným štvoricou (N,T,L,G), kde[40]:

N - množina uzlov {n1,n2,n...} reprezentujúcich rôzne zariadenia v LAN sieti

T - množina technológií (Ethernet/WiFi) {t1,t2,..}, cT - reprezentuje šírku pásma danej technológie, cT >= 0

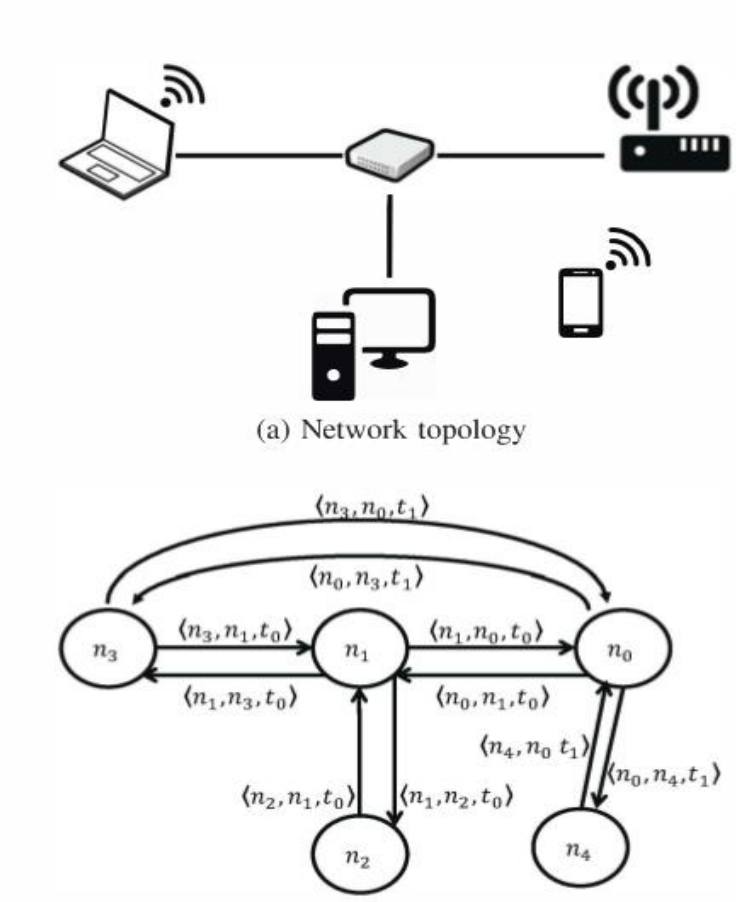
L - množina liniek, každá linka je definovaná trojicou <sl,dl,tl>, pričom sl - zdrojový uzol, dl - cieľový uzol, tl - technológia

G - množina kolíznych skupín - {l1,l2,... | tl1 = tl2 & ctl1 = ctl2} - kolízna skupina spája všetky linky, ktoré zdieľajú šírku pásma technológie v rovnakej sieti a môže dôjsť k interferencii medzi nimi

Je potrebné zadefinovať ešte množinu všetkých tokov F. [40]

F - množina všetkých tokov {f1,f2,...} <sf,df,rf>, sf - zdrojový uzol, df - cieľový uzol, rf - šírka pásma pre daný tok

Na obrázku vidíme LAN sieť, ktorá pozostáva z prístupového bodu, prepínača, z dvoch zariadení pripojených ethernetom na prepínač a dvoch zariadení pripojených cez technológiu WiFi. Zariadenia sú reprezentované množinou uzlov {n0,n1,n2,n3,n4}, technológie sú reprezentované množinou {t0,t1}. Medzi zariadeniami je v každom smere jedna linka, napríklad medzi AP a prepínačom sú dve linky <n0,n1,t0> a <n1,n0,t0>. Na obrázku sa nachádza sedem kolíznych domén. Každá ethernet linka má vlastnú kolíznu doménu a jedna je v rámci WiFi. [40]



Obrázok 32. Príklad topológie[40]

Problém rozdelenia tokov je modelovaný MILP formuláciou, ktorá pozostáva z[40]:

- Vstupy
- Rozhodujúce premenné
- Cieľová funkcia
- Množina obmedzení

Tento model je vyriešený cez Gurobi solver, ktorý nájde optimálne riešenie pre dané parametre. Vstupom do Gurobi solvera sú nasledujúce parametre. [40]

Vstupy[40]:

Sln - všetky linky, ktoré majú n ako zdroj
Dln - všetky linky, ktoré majú n ako cieľ
Sfn - všetky linky, ktoré majú rovnaký zdroj daného toku
Dfn - všetky linky, ktoré majú rovnaký cieľ daného toku
Xfn - všetky linky, ktoré majú cieľ zdroja toku
Yfn - všetky linky, ktoré majú zdroj cieľu toku

Rozhodujúce premenné[40]:

Lambdal,f - cesta pre každý tok (ak prešla lamdal,f=1, ak nie lambdal,f=0)
Pi - definuje priradenie šírky pásma toku

Cieľová funkcia[40]:

$$max \sum_{f \in F} \tau_f \tag{9}$$

Množina obmedzení[40]:

Maximálna kapacita v kolíznej skupine nie je prekročená,
Obmedzenia aby v toku nevznikla slučka:
Každá cesta má presne 1 linku odchádzajúcu zo zdroja toku
Každá cesta má presne 1 linku prichádzajúcu do cieľa toku
Každá cesta nemôže mať linku prichádzajúcu do zdroja toku
Každá cesta nemôže mať linku odchádzajúcu z cieľa toku

Pre každý uzol v ceste toku, okrem zdroja a cieľa toku, platí, že ide z neho maximálne jedna linka

Pre každý uzol v ceste toku, okrem zdroja a cieľa toku, platí, že vchádza doň maximálne jedna linka

Celkový počet prichádzajúcich a odchádzajúcich liniek z uzla sa rovná, okrem zdroja a cieľa toku

Medzi dvoma uzlami môže byť aktívna len jedna linka

Všetky toky rešpektujú TCP férovosť, ktorá je definovaná nasledovne. [40]

Rozhodujúca premenná[40]:

$$\forall l \in L, \forall f, g \in F : \zeta_{l,f,g} = \lambda_{l,f} \cdot \lambda_{l,g} \tag{10}$$

Množina obmedzení[40]:

$$\begin{aligned} &\forall l \in L, \forall f, g \in F : \zeta_{l,f,g} \leqslant \lambda_{l,f} \\ &\forall l \in L, \forall f, g \in F : \zeta_{l,f,g} \leqslant \lambda_{l,g} \\ &\forall l \in L, \forall f, g \in F : \zeta_{l,f,g} \geqslant \lambda_{l,f} + \lambda_{l,g} - 1 \\ &\forall l \in L, \forall f \in F : \tau_f \cdot \textstyle\sum_{g \in F} \zeta_{l,f,g} \leqslant O_l \cdot c_{t_l} \end{aligned} \tag{11}$$

Autori uviedli, že ich výsledok práce nie je schopný pracovať v reálnom čase pri väčších sieťach. Pri použití heuristiky algoritmus pracuje rýchlejšie alebo optimálnych riešení.

V článku je príliš málo detailov nato aby sa dal spraviť návrh. Nie je spomenutý žiadny algoritmus ani heuristická funkcia. Rovnako chýbajú informácie o tokoch. Ďalej je vysvetlené len riešenie z Gurobi solvera, ktorého výstup je nejasný a nie je možné s ním ďalej pracovať. Rovnako táto technika nie je adaptovateľná v prostredí mininetu.

13. SDN v reálnom čase

13.1. Úvod

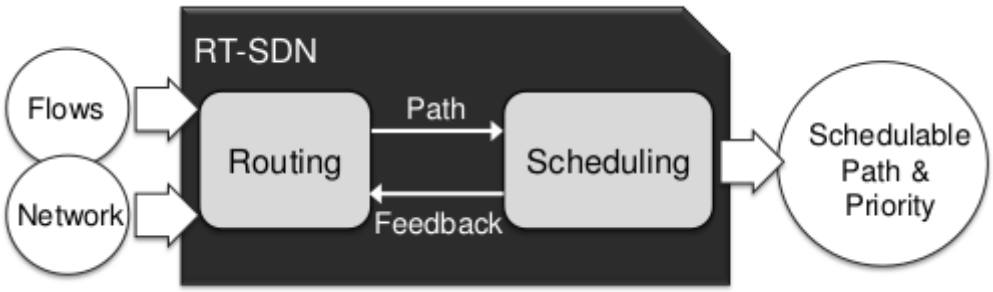
Požiadavka komunikácie v reálnom čase sa rýchlo šíri vo všetkých typoch sietí. Podpora komunikácie v reálnom čase so splnením všetkých QoS požiadaviek musí riešiť veľa problémov, ako je výber cesty alebo rozdelenie premávky. Pre každý tok v reálnom čase musí byť vybraná cesta od zdroja do cieľa spĺňať všetky požiadavky. Autori v článku navrhli adaptívny systém pre komunikáciu v reálnom čase s názvom RT-SDN. Tento systém zabezpečuje smerovanie a rozdelenie premávky

tak, aby zabezpečil garanciu všetkých požiadaviek v SDN sieťach. Aby systém spĺňal danú špecifikáciu bola najskôr vyvinutá škálovateľná smerovacia schéma, ktorá adaptívne rekonfiguruje existujúce cesty a hľadá nové cesty, ktoré spĺňajú požiadavku šírky pásma. Kedže viacero tokov môže mať cestu cez rovnaký smerovač bolo navrhnuté usporiadanie na základe priority, ktoré umožňuje dobre známy OPA (Optimal Priority Assignment) algoritmus, ktorý pracuje s hodnotou jitteru. V článku pozorujú bonusy plánovania ciest a usporiadania na základe priority pomocou spätnej väzby. [41]

13.2. Definovanie problému

Sieťová topológia je charakterizovaná grafom s orientovanými hranami G <V,E>, kde V je množina vrcholov a E je množina orientovaných liniek (hrán). Každá linka l(a,b) ∈ E, ukazuje z bodu a ∈ V do bodu b ∈ V a je asociovaná s obmedzením kapacity c(a,b). Predpokladajme, že F bude množina tokov v reálnom čase. Každý tok fk ∈ F je špecifikovaný ako fk(sk,tk,Tk,Mk,Dk), sk - začiatočný vrchol, tk - cieľový vrchol, Tk - minimálny čas medzi dvoma nasledujúcimi správami, Mk - maximálna veľkosť správy. Dk - relatívny end-to-end deadline (Dk < Tk). Ďalšia premenná Rk - sekvencia liniek, ktoré spájajú st do tk. Maximálna požadovaná šírka pásma je definovaná ako bk = Mk / Tk. Ďalej Pk - priorita toku fk. [41]

S danou sieťovou topológiou G<V,E> a množinou tokov F považujeme za problém, určiť cesty Rk a priority Pk každého toku fk, tak aby všetky správy toku dorazili zo zdroja sk do cieľa tk zo splnením Dk. Tieto problémy sú považované za NP úplné. [41]



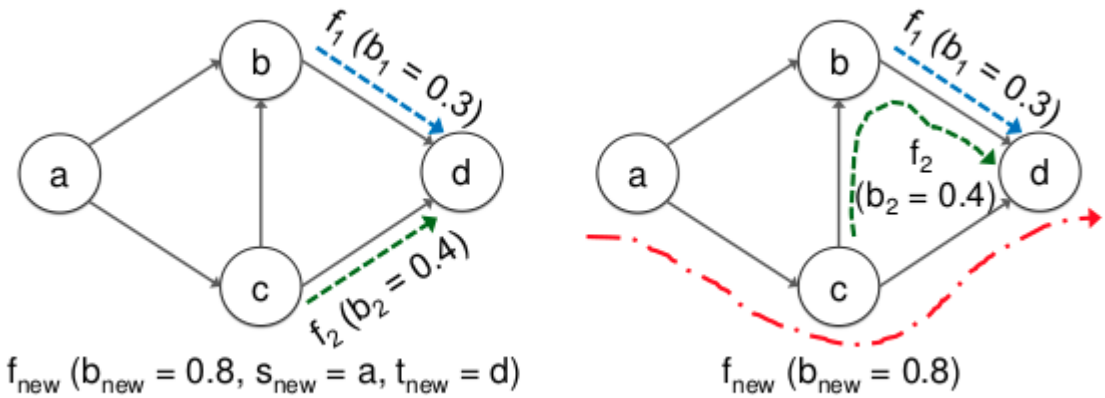
Obrázok 33. Štruktúra SDN v reálnom čase [41]

Systém funguje tak, že po nájdení cesty modulom Routing s vyhovujúcou šírkou pásma, túto cestu pošle do modulu Scheduler. Ktorý priradí toku prioritu a zistí či sa naplánovaním tohto toku neporušia splenia Dk ostatných tokov. V prípade potreby odošle spätnú väzbu späť do modulu Routing, kvôli preplánovaniu cesty. [41]

13.3. Smerovací modul

13.3.1. Constraint-Based Routing (CBR)

$$\begin{aligned} &\text{minimize} && |R_{new}| \\ &\text{subject to} && \forall l(a,b) \in R_{new}, \sum_{\forall k: l(a,b) \in R_k} b_k \leq c(a,b) \end{aligned}$$



Obrázok 34. Ukážka algoritmu [41]

13.3.2. MILP

Algorithm 1 Multi-Commodity Flow (MCF)

input : G(V,E), F=$\{f_k \mid f_k = (s_k, t_k, b_k)\}$, c_l: capacity of link l,
E=$\{E_p | p \in E_p, E_p = I_p \cup O_p\}$, I_p: ingress link, O_p: egress link

output: $\forall f_k \in F, \forall l \in E$,

$$X_k^l = \begin{cases} 1, & \text{if flow } f_k \text{ flows into link } l \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$\underset{X}{\text{minimize}} \quad \sum_{l \in E} \sum_{f_k \in F} X_k^l b_k$$

$$\text{subject to} \quad \forall l \in E, \sum_{f_k \in F} X_k^l b_k \leq c_l$$

$$\forall f_k \in F, \sum_{l \in O_{s_k}} X_k^l b_k = \sum_{l \in I_{t_k}} X_k^l b_k = b_k$$

$$\forall f_k \in F, \forall p \in V, p \neq s_k, t_k, \sum_{l \in I_p} X_k^l = \sum_{l \in O_p} X_k^l$$

$$\forall f_k \in F, \forall p \in V, \sum_{l \in E_p} X_k^l \leq 2$$

$$\forall f_k \in F, \sum_{l \in E_{s_k}} X_k^l = 1 \text{ and } \sum_{l \in E_{t_k}} X_k^l = 1$$

Obrázok 35. MILP algoritmus [41]

13.4. Cluster-based Adaptive Routing (CAR)

Systém zahŕňa Cluster-based Adaptive Routing (CAR), ktoré poskytuje dobrý pomer medzi výmenou efektívnosti a zložitosti riešenia s možnosťou škálovania. Pri reprezentácií topológie ako G<V, E> a množine tokov F, ktoré pozostávajú z f ∈ F a sú priradené vyhovujúcej ceste Rk. Keď sa akceptuje nový tok fnew s garanciou šírky pásma, potenciálne môže ísť o problém s kritickou linkou v toku fnew. Kritická linka je linka, ktorej dostupná šírka pásma je menšia ako bk. Toto je riešené vytvorením virtuálnej topológie G*<V*, E*>, kde ak existuje cesta R*new pre fnew v G*, tak musia existovať aj všetky cesty Rk pre všetky fk ∈ F, so všetkými požiadavkami na šírku pásma. Pre pochopenie je potrebné si zaviesť nasledujúce pojmy. Pre transformáciu G<V, E> na G*<V*, E*>, najprv rozdelíme časť G<V, E> na množinu nesúvisiacich skupín Gi<Vi, Ei>. Pre každý vrchol v ∈ V, platí, že patrí presne do jednej skupiny Gi(v ∈ Vi). Každá linku l(a,b) ∈ E, ktorej a aj b patrí do jedného Gi je interná, alebo je externá, ak linka spája dve skupiny. Pre každý vrchol v ∈ Vi, platí, že vrchol je buď hraničný, ak ide doň aspoň jedna externá linka, inak je vrchol interný. Pre každý vrchol v ∈ V, platí, že je virtuálny, ak je zdrojom snew pre cieľ tnew toku fnew alebo je hraničný vrchol. Pre každý pár virtuálnych vrcholov (a, b), ktoré patria do tej istej skupiny, skonštruujeme obojsmernú virtuálnu linku l*(a, b) a l*(b, a) medzi vrcholmi a a b. Potom vytvoríme V*, ako množinu všetkých vrcholov a E* ako množinu všetkých virtuálnych a externých liniek. [41]

13.4.1. Skonštruovanie skupiny

Skonštruovanie skupiny sa robí nasledovným spôsobom [41]:

1. Najprv transformujeme G<V, E> na G'<V', E'> kde V = V' a E' obsahuje len kritické linky fnew. Táto transformácia je urobená odstránením všetkým nekritických liniek. Potom vytvoríme jednotlivé skupiny Gi iteratívne v krokoch 2 a 3.
2. Prejdeme na bod 3 ak V' je prázdne, inak skončíme. Ak hodnota i nie je inicializovaná inicializujeme ju.
3. Pre ľubovoľný vrchol v' ∈ V', nájdeme množinu Vi vrcholov spojených v G' ako v' ∈ Vi. Toto je docieľené prehľadávaním do šírky. Potom pre každý v' ∈ Vi, odstránime v' ∈ Vi z V'. Zvýšime hodnotu i o 1 a ideme na krok 2.

13.4.2. Dynamické smerovanie v skupinách

Po vytvorení jednotlivých skupín, pre každú skupinu Gi, zadefinujeme množinu tokov Fi, ktoré patria do skupín nasledovne. Pre každý tok fk ∈ F, ktorý používa linku l(a, b) ∈ Ei a teda patrí do Gi, vytvoríme nový tok f'k, ktorý má začiatočný bod v s'k a cieľový bod v t'k v rámci skupiny Gi. s'k, t'k ∈ Vi nasledovne, s'k je sk, ak sk ∈ Vi alebo prichádzajúci hraničný vrchol v' ∈ Vi, a podobne, t'k je tk, ak tk ∈ Vi alebo odchádzajúci hraničný vrchol v'' ∈ Vi. Považujeme všetky scenáre, v ktorých fnew patrí do Gi, preskúmavajúc všetky kombinácie, kde prichádzajúce a odchádzajúce hraničné vrcholy budú používané fnew. Vi* predstavuje množinu virtuálnych vrcholov, ktoré patria do Gi, Vi* ≡ V* ∩ Vi. Potom, použijeme MILP na optimalizáciu pre každý možný scenár párovania s'new ∈ Vi* a t'new ∈ Vi* pre f'new. Keď nájdeme riešenie MILP optimalizácie, znamená to, že je možné postavenie všetkých ciest s garantovaním šírky pásma, keď fnew prechádza z s'new do t'new v rámci skupiny. Potom pridáme virtuálnu linku l*(s'new, t'new) do virtuálnej siete G*<V*, E*> s kapacitou nastavenou na nekonečnú hodnotu. [41]

13.4.3. Skonštruovanie cesty

Skonštruovanie cesty, každá linka l*(a, b) vo virtuálnej sieti G*<V*, E*>, je buď externá linka s väčšou šírkou pásma ako bnew alebo virtuálna linka, ktorá umožňuje vyriešiť problém ľubovoľnej kritickej linky na podporu fnew. Potom spustíme CBR na nájdenie cesty Rnew pre fnew v G* a potom spustíme spracovanie všetkých virtuálnych liniek l*(a, b) ∈ Rnew nasledovne. Pre každú virtuálnu linku l*(a, b) ∈ Rnew, musí existovať skupina Gi, na základe definície l(a, b) ∈ Vi, riešenia MILP optimalizácie pre Gi v scenári a=s'new a b=t'new. Apelujúc na riešenie rozpoznávame cesty existujúcich tokov a nahrádzame virtuálnu linku l*(a, b), inou internou linkou. [41]

13.5. Plánovací modul

Predpokladáme, že topológia G<V,E> a množina F tokov v reálnom čase, kde každému toku fk ∈ F je priradená cesta Rk. Potom môžme riešiť problém zisťovania priority Pk pre každý flo fk, tak aby sme dodržali Dk.

13.5.1. Holisticá analýza

Holistická analýza reprezentuje najhorší scenár doby odozvy pre distribuovaný model úloh, kde úloha pi (Ti,Di, {Ci,j}) je sekvencia podúloh pi,j...pi,Ni s prednostnými obmedzeniami. Podúloha pi,j+1 môže byť vykonávaná v najhoršom možnom vykonávanom čase Ci,j aj na inom vrchole iba ak prednostná podúloha pi,j skončila vykonávanie. Keďže je ťažké považovať prednostné obmedzenia v plánovacej analýze presne, je tento problém považovaný ako NP-úplný. Jitter v tomto prípade slúži na zlepšenie prednostných obmedzení. Jitter Ji,j podúlohy Ti,j reprezentuje rozdiel času od ukončenia vykonávania prednostnej podúlohy pi,j-1 po začatie vykonávania podúlohy pi,j. [41]:

$$J_{i,j} = \sum_{k=1}^{j-1} w_{i,k}.$$

(12)

Holistická analýza ukazuje, že spojenie Wi na dobu odozvy úlohy pi môže byť odvodené vypočítaním maximálneho oneskorenia wi,j, ktoré má každá podúloha pi,j. wi,a je vypočítané pomocou nasledovného vzťahu [41]:

$$w_{i,j}^{n+1} = C_i + \sum_{\forall k \in hp(i)} \left\lceil \frac{J_{k,j} + w_{i,j}^{n}}{T_k} \right\rceil C_k,$$

,

(13)

Kde hp(i) je množina úloh pi s vyššou prioritou. Iteratívny výpočet wi,j začína s w0i,j = 0. Pokračuje, až kým wn+1i,j = wni,j, alebo nedosiahne hodnotu väčšiu ako Di. Najhorší možný čas doby odovzy Wi úlohy pi je Wi = $\sum_j w_{i,j}$ a je naplánový ,ak Wi <= Di. [41]

Maximálny čas prenosu správy Mk je daný vzťahom [41]:

$$C_k = \max_{l_a \in R_k} C_{k,a} + T_P \cdot |R_k|, \text{ where } C_{k,a} = (M_k + \mathsf{pkt}_k^{\mathsf{hd}})/c_a,$$

(14)

A pkthdk je veľkosť hlavičky paketu Mk a Tp je naväčšie možné oneskorenie spracovania vo vrchole. Jka je definované ako wk,a-1, kde la-1 predstavuje predošlú linku la v Rk. Potom maximálne oneskorenie wk,a, ktoré má tok fk na linke la je vypočítaný nasledovným vzťahom [41]:

$$w_{k,a}^{n+1} = B_{k,a} + \sum_{\forall i \in hp(k,a)} \left\lceil \frac{J_{i,a} + w_{k,a}^{n}}{T_i} \right\rceil C_{i,a},$$

(15)

, kde Bk,a je maximálny čas blokovania od tokov z nižšou prioritou. Bk,a sa vypočíta nasledovne [41]:

$B_{k,a} = \mathsf{pkt}^{\mathsf{size}}/c_a$, kde pkt size je veľkosť jednotlivého paketu. Iterácia začína s hodnotou w0k,a = Ck,a. Jitter Ji,a je definovaný nasledovne [41]:

$$J_{i,a} = \sum_{\forall l_b \in R_i^a} (w_{i,b} + \frac{\mathsf{pkt}^{\mathsf{size}}}{c_b}),$$

(16)

, kde Rai reprezentuje podmnožinu Ri, ktorá zahŕňa iba predošlé linky la v ceste Ri. Potom najhorší možný scenár doby odozvy Wk toku fk je vypočítaný nasledovne [41]:

$$W_k = \sum_{\forall l_a \in R_k} (w_{k,a} + \frac{\mathsf{pkt}^{\mathsf{size}}}{c_a}) + C_k.$$

(17)

13.5.2. Priradovanie priority

Na vyriešenie problému priraďovania priority v reálnom čase je predstavený algoritmus OPA (Optimal Priority Assignment). Algoritmus OPA sa skladá z troch podmienok [41]:

1. Nastaviteľnosť toku je podmienená množinou tokov s vyššou alebo rovnakou prioritou, ale nie ich poradím.
2. Nastaviteľnosť toku je závislá aj od množiny tokov z nižšou prioritou, ale nie jej poradím.
3. Ak tok s nízkou prioritou bol naplánovaný, po priradení vyššej priority sa nemôže stať, že bude nenaplánovateľný.

Holistická analýza s jitterom J,k,ktorá je definovaná v rovniciach vyššie nie je kompatabilná s OPA algoritmom. [41]

Vieme zadefinovat jitter !Jk,a, ktorý nie je senzitívny na prioritu a je definovaný ako !Jk,a = Dk - Ck. Ak existuje tok fk, ktorý wk,a-1 > Dk - Ck. Tento jitter už je kompatibilný s OPA algoritmom. [41]

13.5.3. OPA

```
zoradPriority(pole_priorit);
for each pole_priorit:
    for each nepriradene_toky:
        if planovatelnyTok(priorita) == True:
```

```
                priradPrioritu(tok);
            end if;
            break for;
        end for;
        planovatelny = False;
        return planovatelny;
end for;
planovatelny = True;
 return planovatelny;
```

V prípade SDN prepínačov vieme priradiť 8 druhov priorít na port a príkaz break for; môže byť z algoritmu OPA vylúčený. V SDN prostredí je taktiež vypnutý MDNS a je používané statické ARP. Čas vo vrcholoch je synchronizovaný pomocou NTP, čo nám presne zaručí meranie času pre každý tok. Navyše bola implementovaná prioritná rada pre každú linku za použitia linux Traffic Control nástroja s Hierarchical Token Bucket. [41]

13.5.4. Feedback interface

Keď OPA algoritmus zlyhá pri priradení priority toku, tak vďaka feedback rozhraniu medzi schedule module a routing modulom je možné poslať signál na rekonfiguráciu ciest. Linka BLk ∈ Rk je linka s úzkym hrdlom toku fk, ak

$$BL_k = \arg\max_{l \in R_k} w_{k,l}.$$

(18)

Ak OPA algoritmus nepriradí prioritu toku fk, linku BLk odstránime. Feedback rozhranie je prechádzané kým niesú všetky toku naplánované, alebo nie je nájdená žiadna nová cesta. [41]

14. Testovanie

Vytvorenie testovacej topológie prebiehalo cez inicializačný skript v jazyku python, priebeh testovania, spolu s konkrétnymi krokmi sa nachádza v časti technická dokumentácia C – Priebeh testovania.

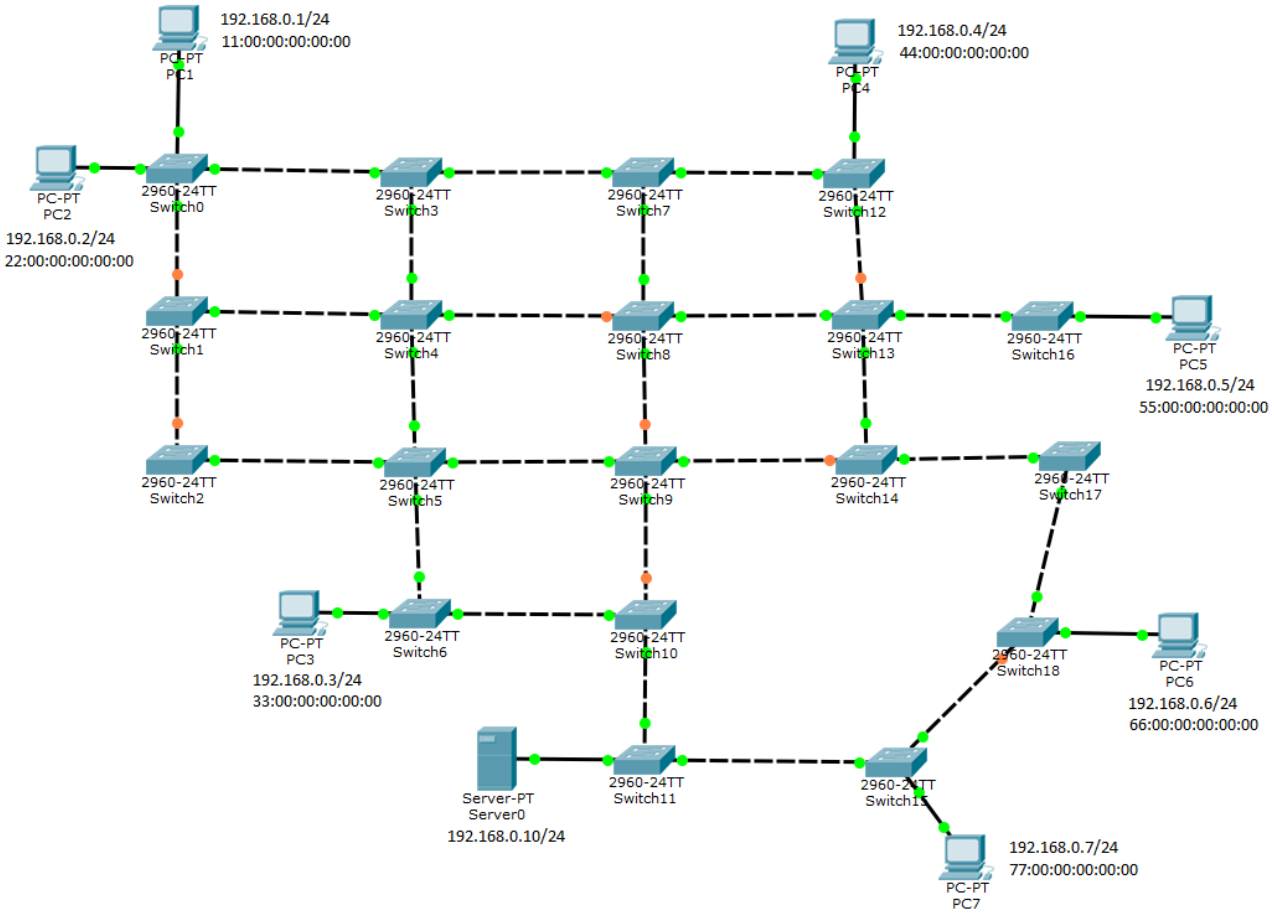
14.1. Testovací scenár č.1 (Hlavný testovací scenár)

Cieľom testovacieho scenára, je zistenie cesty, ktorú si kontrolér zvolil ako hlavnú pri preposielaní paketov a následne overenie, či cesta sa zmení v prípade vypnutia linky alebo zmenenia šírky pásma.

14.1.1. Testovacie prostredie

Operačný systém: Linux
OpenFlow prepínač: Open vSwitch
OpenFlow kontrolér: Ryu kontrolér

14.1.2. Testovacia topológia



Obrázok 36. Testovacia topológia č.1

14.1.3. Zhodnotenie

1. Sieť je zhotovená podľa topológie

2. Ping sa úspešne podaril na všetky zariadenia, aj keď kontroléru dlhšie trvá kým sa prepojí. V niektorých prípadoch dokonca neprešiel ping na zopár koncových zariadení a bolo treba reštartovať kontroléra a aj topológiu.

3. Pomocou príkazov: *sudo ovs-ofctl dump-flows sxx* a *sudo ovs-ofctl show sxx* (xx predstavujú poradové číslo prepínača) a ryu používateľského rozhrania [4] som zostavila cestu z h1 do h5. Cesta vedie cez nasledovné prepínače:

   s00 – s03 – s07 – s08 – s13 – s16

[4] *cd ryu*
ryu-manager --observe-links ryu/app/gui_topology/gui_topology.py

4. Pomocou príkazu *sudo ovs-ofctl mod-port sxx sxx-eth2 down* (prepínač a rozhranie k prepínaču) som vypla dané rozhranie a podľa 3. bodu som kontrolovala zmenu cesty. Zmenená cesta z h1 do h5 je nasledovná:

   s00 – s03 – s04 – s08 – s13 – s16

5. Rovnako ako v predchádzajúcich krokoch som našla cestu z h3 na h7:

   s06 – s05 – s09 – s10 – s11 – s15

6. Zmenila som šírku pásma medzi s09 a s10 na 1000Mbit

7. Cesta po zmene šírky pásma z h3 na h7 je nasledovná:

   s06 – s10 – s9 – s14 – s17 – s18 – s15

   Linka, na ktorej bola zmenená šírka pásma je aj naďalej využitá, len sa zmenila celková trasa.

8. Rovnako ako v predchádzajúcich úlohách som našla cestu medzi h2 a h4

   s00 – s03 – s07 – s12

9. Na rozdiel od predchádzajúceho riešenia som zvolila menši šírka pásma na linkách, ktoré sú zaradené do cesty. Zvolila som si linky medzi prepínačmi s00 – s03 a s03 – s07 a dala som im šírku pásma 1Mbit.

10. Cesta po zmene šírky pásma z h2 na h4 je nasledovná:

    s00 – s03 – s07 – s12

    Ako je možné vidieť, tak cesta ostáva nezmenená aj po zmene šírky pásma.

11. Pomocou príkazov som spustila http server na h1 a poslala naň požiadavku cez h2. Výstup je možné vidieť na obrázku nižšie.

```
root@mininet-vm:~/mininet/custom# python -m SimpleHTTPServer 80 &
[1] 3659
root@mininet-vm:~/mininet/custom# Serving HTTP on 0.0.0.0 port 80 ...
192.168.0.2 - - [15/Nov/2017 15:51:07] "GET / HTTP/1.1" 200 -
192.168.0.2 - - [15/Nov/2017 15:51:29] "GET / HTTP/1.1" 200 -
192.168.0.2 - - [15/Nov/2017 15:52:46] "GET / HTTP/1.1" 200 -
192.168.0.2 - - [15/Nov/2017 15:52:48] "GET / HTTP/1.1" 200 -
```

Obrázok 37. Výstup HTTP servera

14.2.Testovací scenár č.2 (QoS)

Cieľom testovacieho scenára je využiť QoS rad na zistenie podpory QoS v mininete.

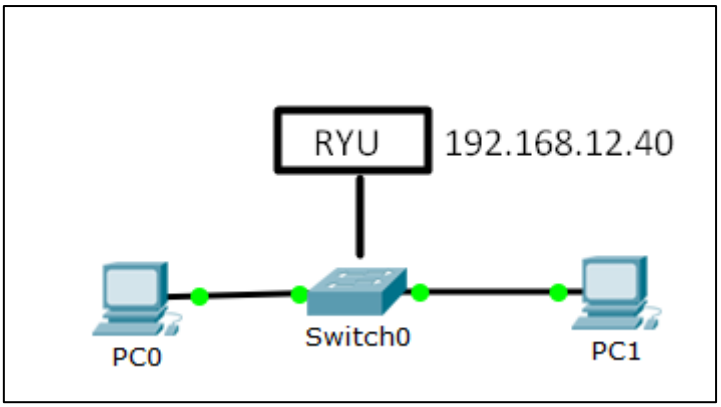
14.2.1. Testovacie prostredie

Operačný systém: Linux

OpenFlow prepínač: Open vSwitch

OpenFlow kontrolér: Ryu kontrolér

14.2.2. Testovacia topológia



Obrázok 38. Testovacia topológia č.2

Switch0 – Open vSwitch

PC0, PC1 – dve koncové zariadenia

14.2.3. Zhodnotenie

1. sieť je zhotovená podľa topológie

2. ping sa úspešne podaril na všetky zariadenia aj na VLAN

3. UDP komunikácia medzi stanicou a koncovým zariadením prebehla úspešne, ale šírka pásma nebola 5Mbit/s alebo 10Mbit/s

4. UDP komunikácia prebehla úspešne aj na zariadenia aj VLAN ale bez aplikovania radov

5. Nedosiahli sme rovnaké výsledky pretože sa nepodarilo aplikovať rozširovací modul L2QoS.py pre ryu-manager. Všade sme mali základnú 10Mbit/s priepustnosť z nastavenia.

Problémy

1. Zlý modul pre ryu-manager, musí sa použiť L2QoS.py pre podporu kontroly OF Switch QoS

14.3. Testovací scenár č.3 (Mininet - wifi)

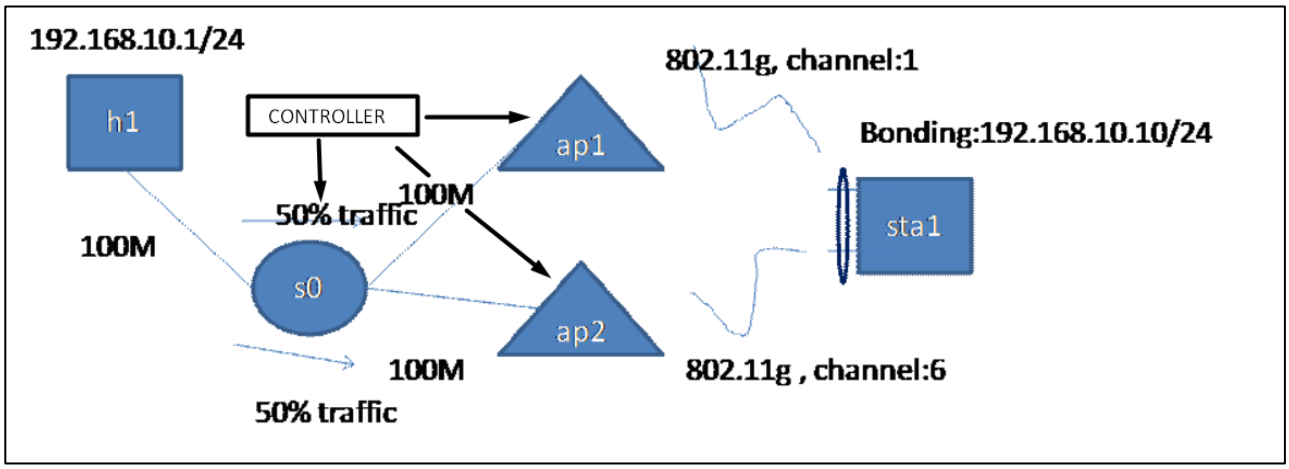
Cieľom testovacieho scenára je otestovať funkcionalitu Wi-Fi a ad Hoc sietí v mininete-wifi[5]. Testovací scenár testuje rozdelenie premávky medzi dva body prístupu.

14.3.1. Testovacie prostredie

Operačný systém: Linux
OpenFlow prepínač: Open vSwitch
OpenFlow kontrolér: Ryu kontrolér

[5] http://sdncentral.ir/wp-content/uploads/2017/07/mininet-wifi-draft-manual.pdf

14.3.2. Testovacia topológia



Obrázok 39. Testovacia topológia č.3

s0 – Open vSwitch

h1–koncové zariadenie

controller – ryu kontrolér

ap1, ap2 – body prístupu (access points)

sta1 – stanica

14.3.3. Zhodnotenie

1. sieť je zhotovená podľa topológie
2. ping sa úspešne podaril na všetky zariadenia
3. UDP komunikácia medzi stanicou a koncovým zariadením prebehla neúspešne pri neuvedení manuálnych pravidiel
4. UDP komunikácia prebehla úspešne pri použití manuálnych pravidiel
5. Dosiahli sa podobné výsledky ako v práci na ktorú konkrétny testovací scenár bol odvodený, prepínač úspešne presmerovával komunikáciu medzi dvomi prístupovými bodmi.

14.4.Testovací scenár č.4

Cieľom testovacieho scenára je overiť fungovanie STP pri vyhodení jednej z liniek.

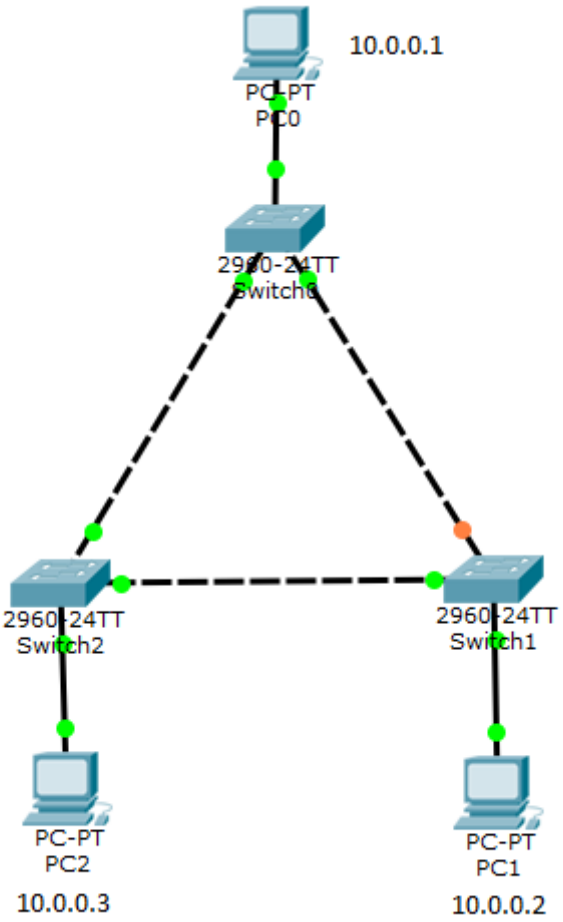
14.4.1. Testovacie prostredie

Operačný systém: Linux

OpenFlow prepínač: Open vSwitch

OpenFlow kontrolér: Ryu kontrolér

14.4.2. Testovacia topológia



Obrázok 40. Testovacia topológia č.4

14.4.3. Zhodnotenie

Názov testovacieho súboru:

- test3.py

Spúšťacie príkazy:

- *sudo mn --custom test3.py --topo test3 --controller=remote --switch ovs,failMode=standalone,stp=1*
- *ryu-manager /usr/local/lib/python2.7/dist-packages/ryu/app/simple_switch_stp.py*

Testovacie príkazy:

- *sudo ovs-ofctl mod-port s2 s2-eth2 down*
- *sudo ovs-ofctl mod-port s2 s2-eth2 up*
- *sudo ovs-ofctl mod-port s2 s2-eth1 down*
- *sudo ovs-ofctl mod-port s2 s2-eth1 up*
- *links*
- *pingall*

Testovanie zotavenia siete prebehlo úspešne najprv som vypol jednu linku medzi switchom 1 a 2 a potom druhú linku medzi switchom 0 a 2 v oboch prípadoch po naučení všetkých portov bola sieť schopná komunikácie.

14.5. Testovanie topológie z článku guck2014[6]

Cieľom testovania je otestovať funkčnosť a možnosti realizácie topológie a pomocou softvérových nástrojov uplatnených v článku guck2014[33]. Topológia je vytvorená ako jednosmerná kruhová šesť uzlová, pozostávajúca z jednotlivých zariadení, na ktorých je pripojené jedno koncové zariadenie.

[6] http://ieeexplore.ieee.org/document/6968971/

14.5.1. Priebeh testovania

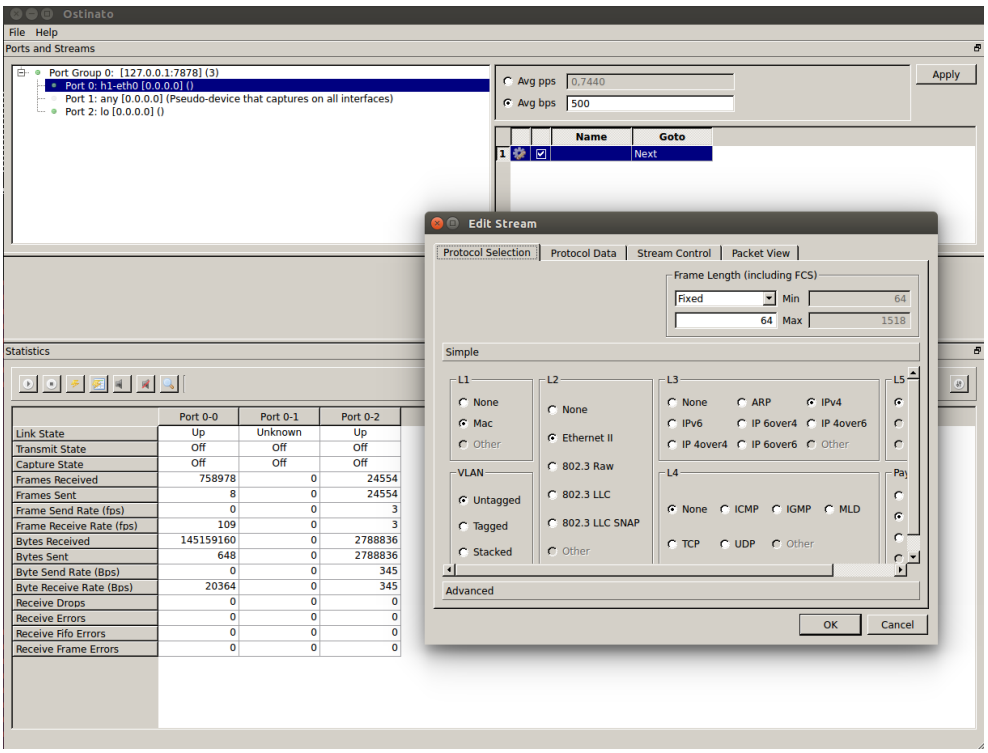
Testovanie pozostávalo z vytvorenia externej vlastnej topológie podľa článku guck2014[33] a zostavenej do skriptu guck.py. Táto je spustená príkazom:

- *sudo mn --custom guck.py --topo MyTopo*

Pre prepínače v kruhovej topológii je definovaná jednosmerná linka. Tá je štandardne emulátorom Mininet nepodporovaná, avšak je možné túto vlastnosť simulovať, napríklad definovaním štruktúr v tabuľkách tokov takým spôsobom, že celá premávka je smerovaná iba jedným rozhraním smerom von. Ďalšou časťou implementácie bolo aj zaradzovanie premávky na prepínačoch do prioritných radov, to je uskutočnené vykonaním príkazov na prepínačoch pre vytvorenie samotného radu, definovaním jeho úrovní a následne porovnávanie a zaradzovanie špecifických typov premávok do daného radu podľa niekoľkých porovnávacích pravidiel.

- *tc qdisc add dev h1-eth0 root handle 1: prio*
- *tc qdisc add dev h1-eth0 parent 1:1 handle 10: sfq*
- *tc qdisc add dev h1-eth0 parent 1:2 handle 20: sfq*
- *tc filter add dev h1-eth0 protocol ip parent 1: prio 1 u32 match ip protocol 0x11 0xff match ip tos 0x28 0xff flowid 1:1*

Po konfigurácii jednotlivých požadovaných radov a priradení na každom prepínači je možné pokračovať vytvorením požadovanej premávky na každom koncovom zariadení. Táto akcia je realizovaná aplikáciou Ostinato. Po otvorení terminálnu konkrétneho zariadenia príkazom xterm sa program spustí zadaním príkazu Ostinato. Pridaním nového toku je možné modifikovať jeho špecifiká a tak upresniť aj jednotlivé zadané parametre podľa článku. Ukážka konfigurácie je na obrázku:



Obrázok 41. Generátor premávky Ostinato

Po modifikácii a uplatnení daných tokov je spustený generátor pre takto definované toky a premávka je dodávaná do kruhovej jednosmernej topológie s cieľom na jednotlivý počet skokov od zdrojového bodu s tým, že spracovanie tokov a paketov prioritných radov sa realizuje na prepínačoch.

14.6.Testovanie topológie z diplomovej práce podľa článku guck2014[7]

Cieľom je otestovať metódu z diplomového projektu[34] podľa topológie a testovania z článku guck2014[33]. Testovalo sa na jednosmernej, 6-uzlovej, kruhovej topológie.

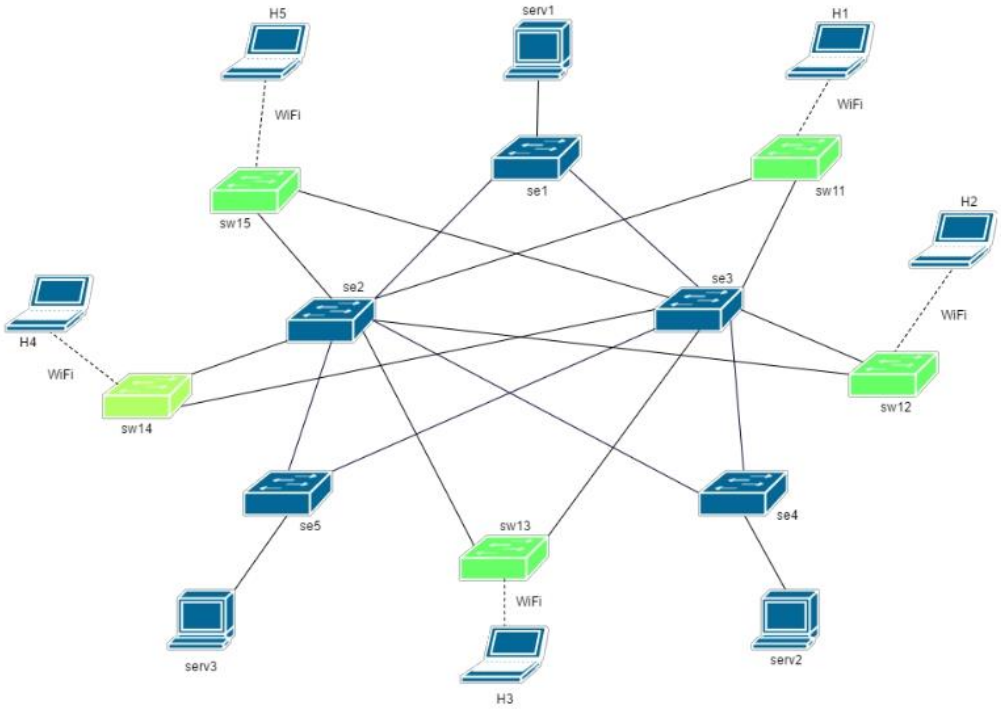
14.6.1. Priebeh testovania

Kontrolér bol spúšťaný podľa pokynov zistených pri jeho implementácii. Žiaľ po spustený topológie a spustením príkazu pingall, kedy by sa zistila dostupnosť všetkých hostov, sa nepodaril žiaľ ani tento základný príkaz. Po bližšom prezretí kódu controller.py bolo zistené, že k jednotlivým koncovým zariadeniam boli staticky priradené IP a teda, že sa robia jednotlivé porovnávania podľa pevne daných IP adries. Z tohto dôvodu sme sa rozhodli zatiaľ ukončiť testovanie podľa tejto topológie, kým nebude tento problém vyriešený.

[7] http://ieeexplore.ieee.org/document/6968971/

14.7.Testovanie metódy z diplomovej práce

Cieľom testovanie je overiť funkčnosť implementovanej metódy z Diplomovej práce Michala Palatinusa [34]. Testovalo sa na topológii, ktorá obsahuje desať prepínačov, tri servery a päť klientskych počítačov (ether_topo.py).



Obrázok 42. Topológia použitá pri testovaní

Testovanie generického algoritmu prebiehalo cez ICMP správy a bude sledovalo sa, či algoritmus nájde cesty medzi uzlami. Jednotlivé kroky testovania:

1. Spustenie topológie ether_topo.py
2. Príkaz pingall
3. Odsledovať príkazom net/links/tracert, aké linky sa vytvorili

Testovanie tejto topológie na našej virtuálnej mašine nebolo možné z dôvodu nefunkčnosti ns3 modulu. V diplomovej práci, v inštalačnej ani používateľskej príručke sa nenachádza žiadna zmienka o tomto module. Testovanie prebehlo na jednej z topológii priloženej k diplomovej práci bez ns3 modulu (mininet_topo), ktorá obsahuje 5 klientskych PC, 3 servery a 10 smerovačov . Výsledok testu ukázal nefunkčnosť liniek medzi klientskymi PC po zadaní príkazu pingall. Nefunkčnosť základného smerovania napovedá chybnej implementácii, alebo inému problému. Testovanie pokračovalo na obraze z diplomovej práce, s cieľom zistiť, či je chyba na našej strane. Po spustení topológie s ns3 modulom (ether_topo.py) bol takisto výsledok testu neúspešný. Algoritmus nenašiel linky medzi

klientskymi PC, z čoho usudzujeme, že je nutná dodatočná konfigurácia, ktorá ale nie je spomínaná nikde v priloženej diplomovej práci[34].

15. Implementácia metódy z DP Michala Palatinusa

Kapitola je venovaná implementácii danej metódy a jednotlivým problémom. Ako bolo spomínané v návrhu, implementáciu sme rozdelili do troch súborov. Potrebná implementácia sa od návrhu ale líšila v jednotlivých bodoch:

a) Súbor controller.py

Pole HOSTS nebolo treba upravovať. Síce na začiatku sú staticky priradené IP jednotlivých koncových zariadení, ďalej v súbore sa rieši aj prípad, kedy sa poli HOSTS daná IP nenachádza. V tomto prípade stačilo len vymazať staticky priradené informácie do poľa HOSTS.

a) Súbor globals.py

b) Súbor QoS_linkDB.txt

15.1. Problémy pri implementácii

Pri implementácii došlo k viacerým problémom. Napríklad na tímovom serveri nebolo možné spúšťať danú z viacerých dôvodov. Jeden z hlavných dôvodov je chybová hláška o využívaní už daného portu. Tento prípad bol riešení prepísaním portu, na ktorom by mala figurovať daná metóda. Žiaľ neúspešne. Z tohto dôvodu, sme začali implementáciu na lokálnych strojoch s mininet verziou 2.2.1.

Na lokálnom stroji s ubuntu 16.04 LTS nasledovali ďalšie problémy. Pri spustení síce metóda už nevypisovala problém s využívaním rovnakého portu, avšak sa objavila chyba s indexovaním pri funkcii topoToSet(self, topo). Chyba bola následne upravená o zníženie indexovania, kedy už pri spustení topológie neprebehla žiadna chyba. Následne po spustení príkazu ping, koncové zariadenia neboli schopné medzi sebou komunikovať, kvôli rovnakému problému, zlé indexovanie. Chyba bola následne opravená.

Kontrolér bol spúšťaný príkazom ryu-manager controller.py –observe-links, avšak daný argument –observe-links, ktorý by mal zabezpečiť zobrazenie liniek, nefungoval správne. Namiesto poľa s linkami, cez ktoré by mal tok ísť, vypisovalo prázdne pole.

Kontrolér sám o sebe je „nestabilný“. Pri spúšťaní vypisuje občasné chybové hlášky o zlom indexovaní, avšak nie vždy. Prípadné znovu spustenie kontroléra či samotnej topológie zvykne chybu vyriešiť.

15.2. Testovanie metódy

Metóda bola testovaná rovnako, ako v diplomovej práci Palatinusa. Využitá bola lineárna topológia o 8 koncových zariadeniach, 8 prepínačoch a 15 linkách. Nástroj na jednotlivé simulácie bol použitý *iperf*.

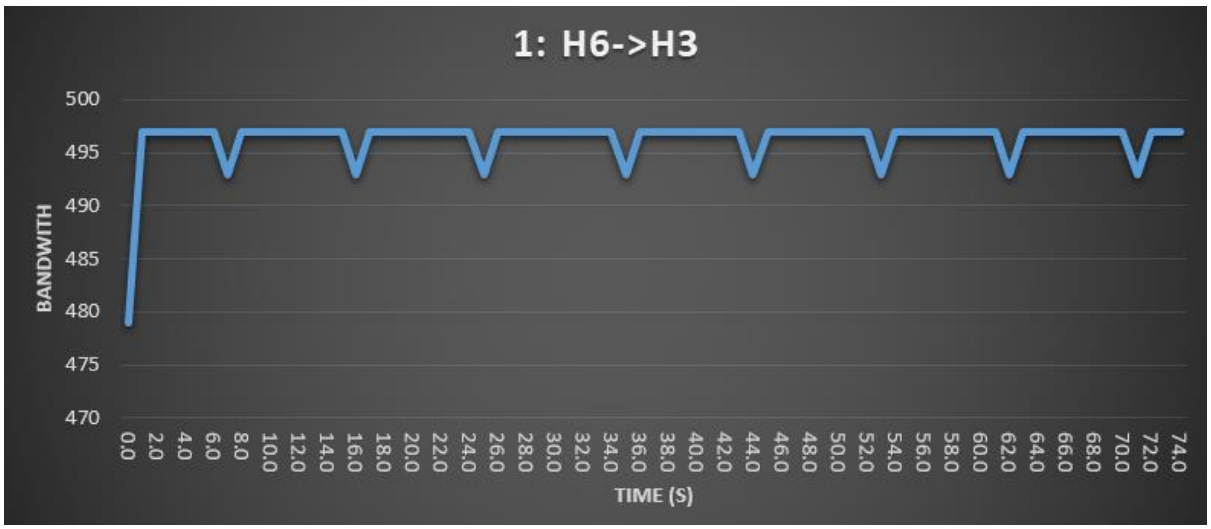
Jednotlivé toky, ktoré boli testované sú:

1. Prenos súborov
   Protokol: TCP
   Priepustnosť: 5,5 Mbit/s
   Port: 5001
   Veľkosť paketov: dynamicky dané TCP protokolom
   Rýchlosť odosielania: dynamicky dané TCP protokolom
   Odosielané dáta brané z existujúceho súboru (prepínač *–F /path/to/file.mp4*)
2. Skype hovor
   Protokol: UDP (prepínač *–u*)
   Priepustnosť: 100kbit/s
   Port: 5002
   Veľkosť paketov: 450B (prepínač *–l 450B*)
   Rýchlosť odosielanie: 500 kbit/s (prepínač *–b 500k*)
3. Prenos videa
   Protokol: UDP (prepínač *–u*)
   Priepustnosť: 4,5Mbit/s
   Port: 5003
   Veľkosť paketov: 1460B (prepínač *–l 1460B*)
   Rýchlosť odosielania: 4500 kbits/s (prepínač *–b 4500k*)
4. Manažment

Manažment predstavuje premávku ako ICMP, ARP a ostatnú IP komunikáciu, ktorá nespadá do ostatných troch kategórií tokov.

Toky:

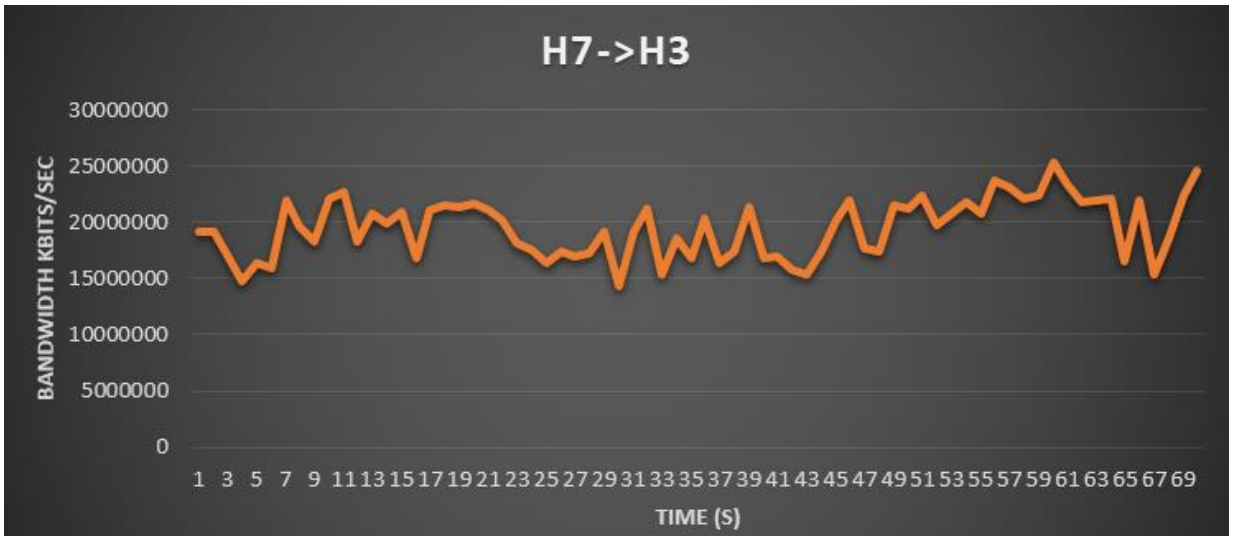
1. iperf -c 10.0.0.6 -u -P 1 -i 1 -p 5002 -l 450B -f k -b 500k -t 75



Graf 1.

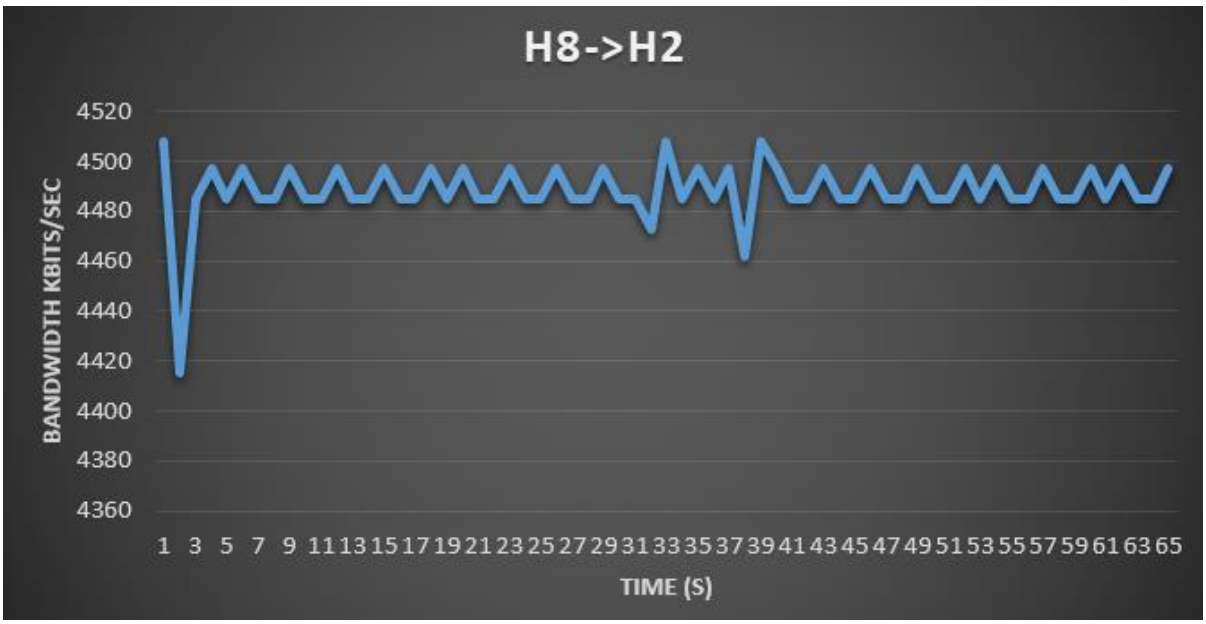
Na grafe 1 možno vidieť bandwidth v kbit/s, ako je možné vidieť, priepustnosť neklesla ani ku stanovenej hranici 100kbit/s a po celý čas sa drží konštantnej prepustnosti.

2. iperf -c 10.0.0.7 -P 1 -i 1 -p 5001 -f k -t 70 -F /home/bakalarka/Downloads/



Graf 2.

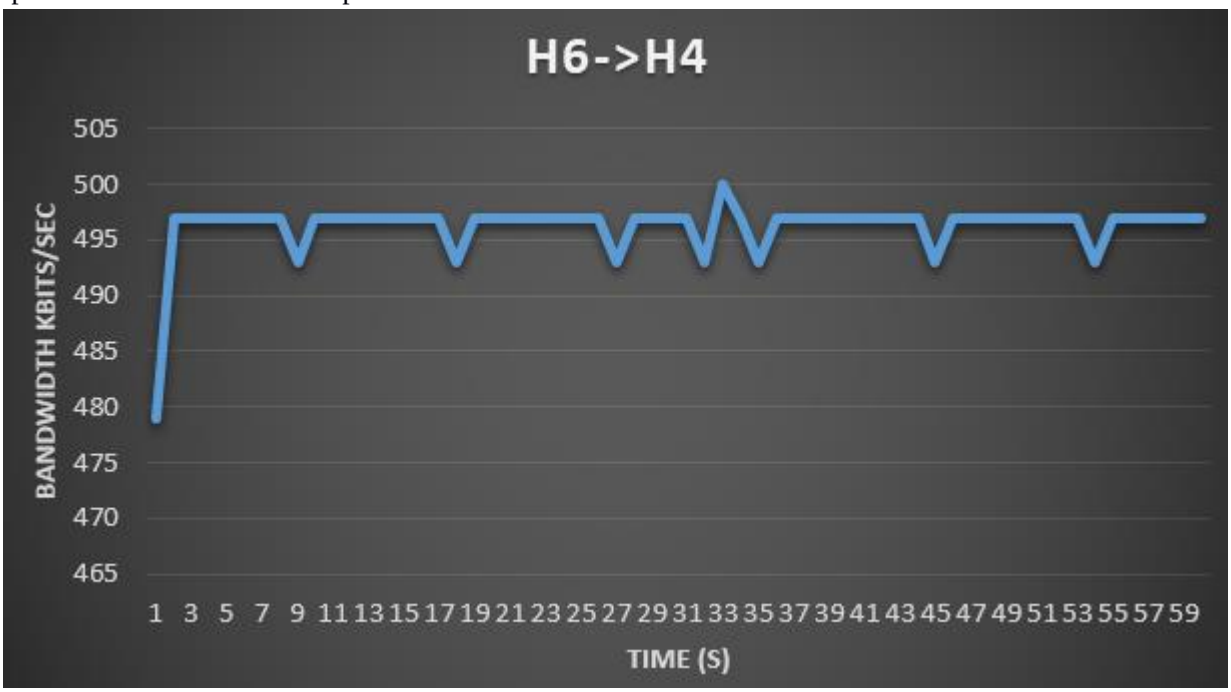
3. iperf -c 10.0.0.8 -u -P 1 -i 1 -p 5003 -l 1460B -f k -b 4500k -t 65 -T 1



Graf 3.

Na grafe 3 možno vidieť prenos videa. Minimálna priepustnosť je stanovená na 4,5Mbit/s, ale ako je možné vidieť, kontrolér si udržiava priepustnosť v rozmedzí 4480 – 4500 kbits/s.

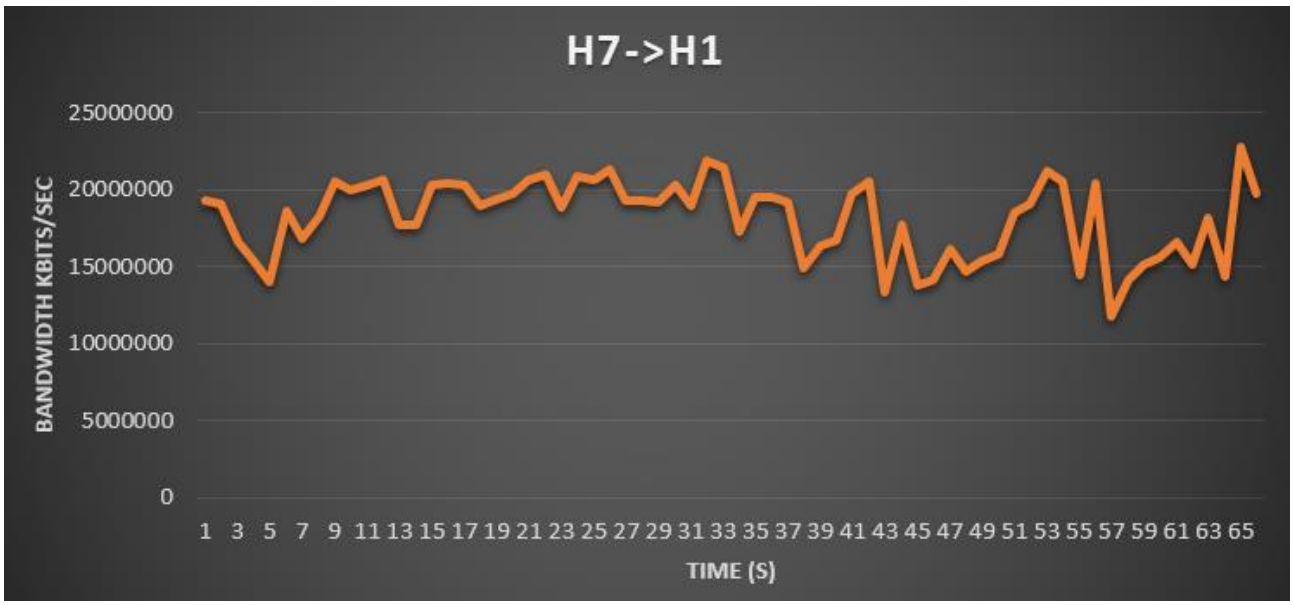
4. iperf -c 10.0.0.6 -u -P 1 -i 1 -p 5002 -l 450B -f k -b 500k -t 60



Graf 4.

Na grafe 4 je opäť znázornený skype hovor, a ako môžeme vidieť požadovaná priepustnosť ďaleko prevyšuje stanovenú 100kbit/s.

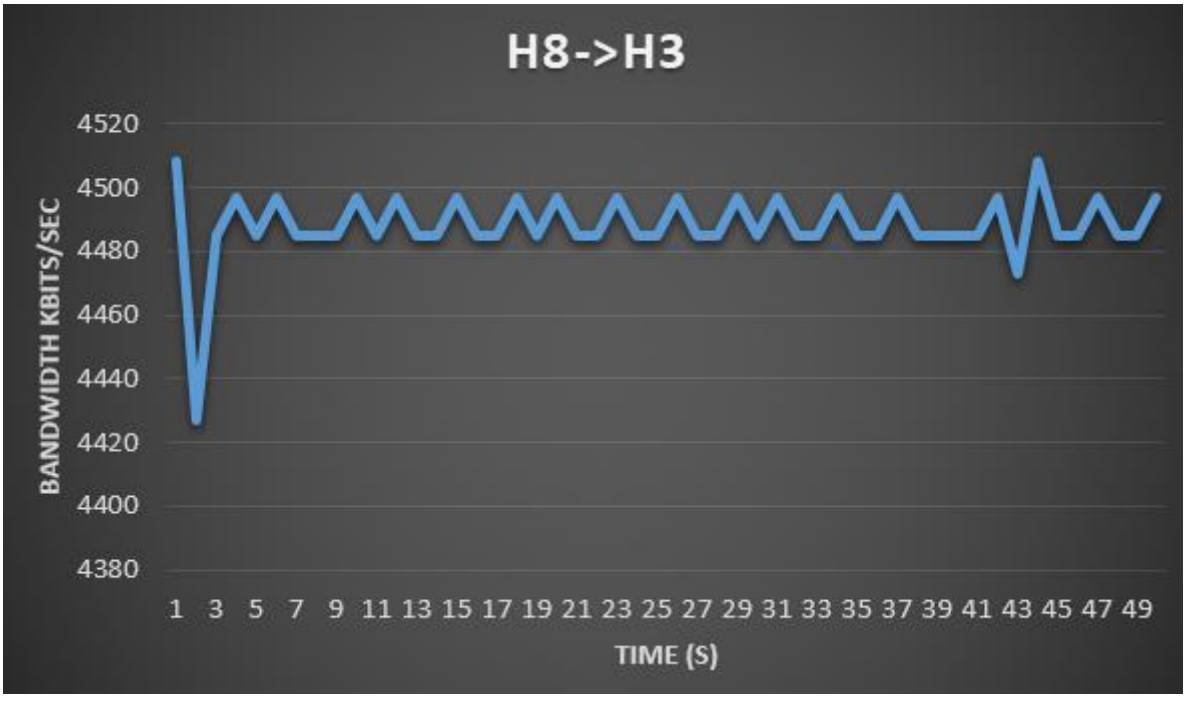
5. iperf -c 10.0.0.7 -P 1 -i 1 -p 5001 -f k -t 70 -F /home/bakalarka/Downloads/



Graf 5.

Ako je možné vidieť z grafu 5, priepustnosť v rámci posielania súborov je vskutku vysoká. Dôvodom je, že nebola nastavená priepustnosť liniek a tak sa zobrala najväčšia možná akú systém (virtuálny stroj) povolil. Tento scenár sa opakuje vo všetkých prípadoch s posielaním súborov.

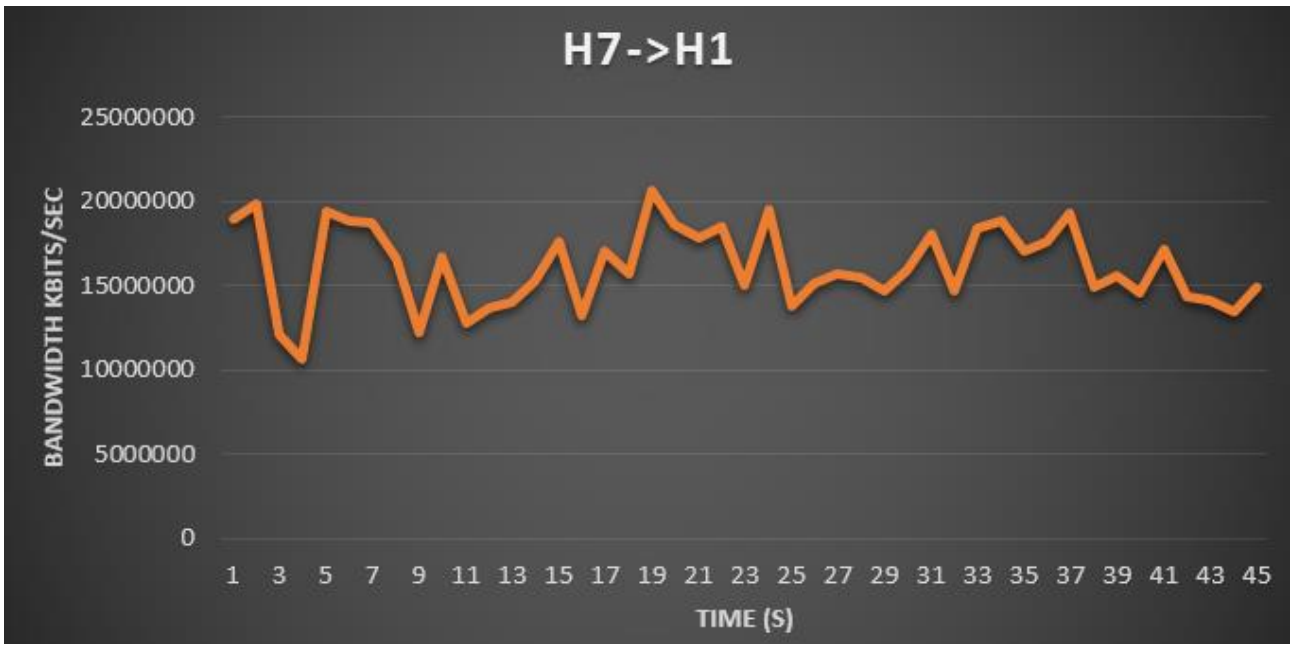
6. iperf -c 10.0.0.8 -u -P 1 -i 1 -p 5003 -l 1460B -f k -b 4500k -t 50 -T 1



Graf 6.

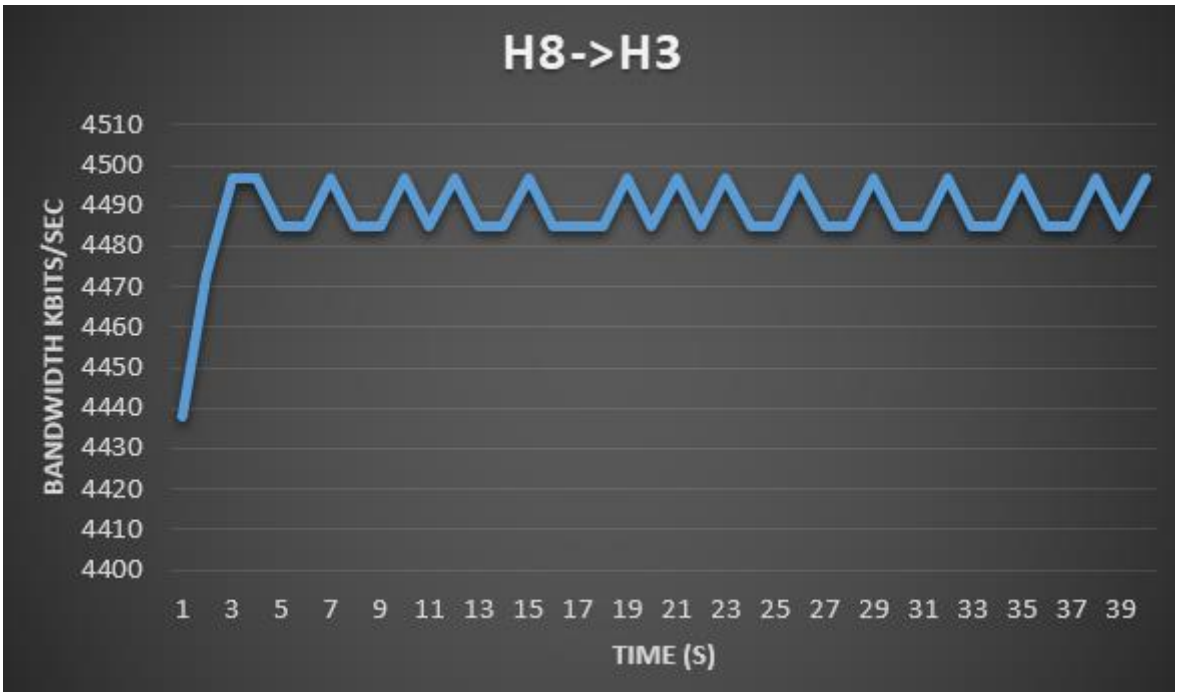
Graf 6 znázorňuje prenos videa, avšak minimálna priepustnosť nie je splnená.

7. iperf -c 10.0.0.7 -P 1 -i 1 -p 5001 -f k -t 45 -F /home/bakalarka/Downloads/



Graf 7.

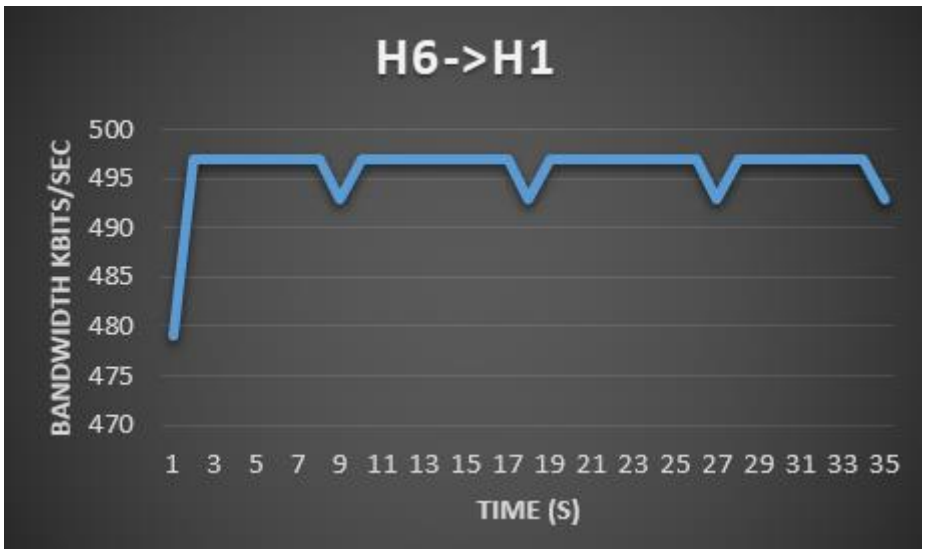
1. iperf -c 10.0.0.8 -u -P 1 -i 1 -p 5003 -l 1460B -f k -b 4500k -t 40 -T 1



Graf 8.

Graf 8 znázorňuje prenos videa, avšak minimálna priepustnosť nie je splnená.

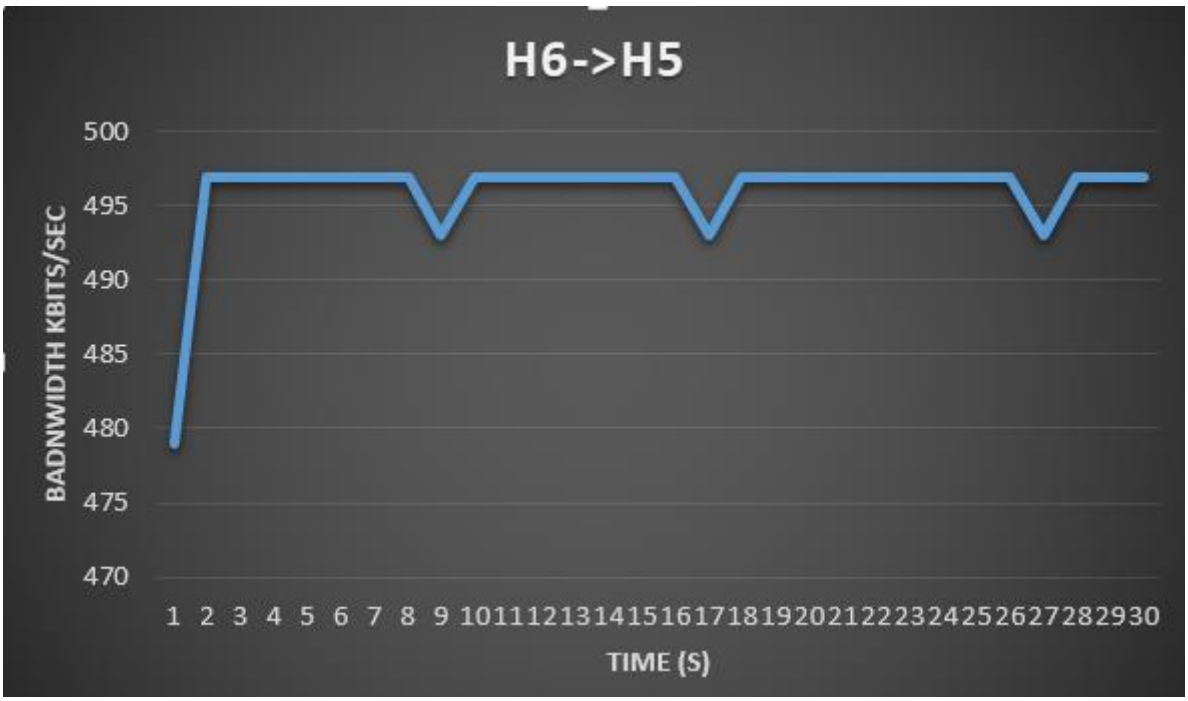
2. iperf -c 10.0.0.6 -u -P 1 -i 1 -p 5002 -l 450B -f k -b 500k -t 35



Graf 9.

Graf 9 znázorňuje skype hovor, kde minimálna priepustnosť je dodržaná.

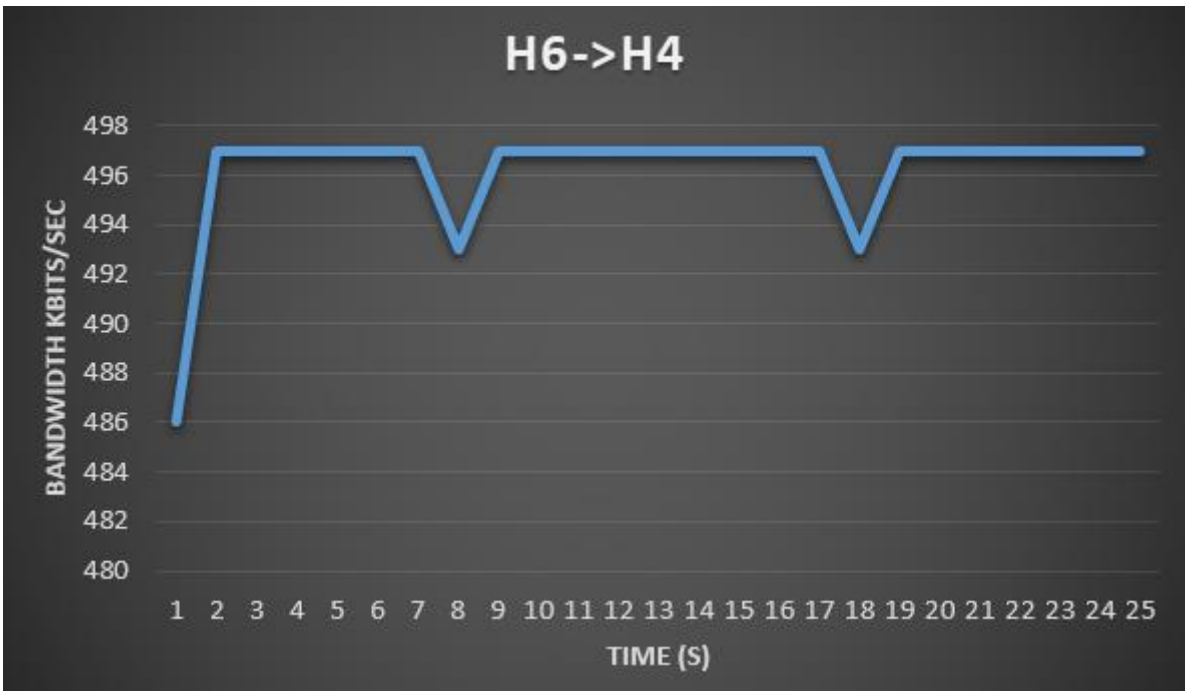
3. iperf -c 10.0.0.6 -u -P 1 -i 1 -p 5002 -l 450B -f k -b 500k -t 30



Graf 10.

Graf 9 znázorňuje skype hovor, kde minimálna priepustnosť je dodržaná.

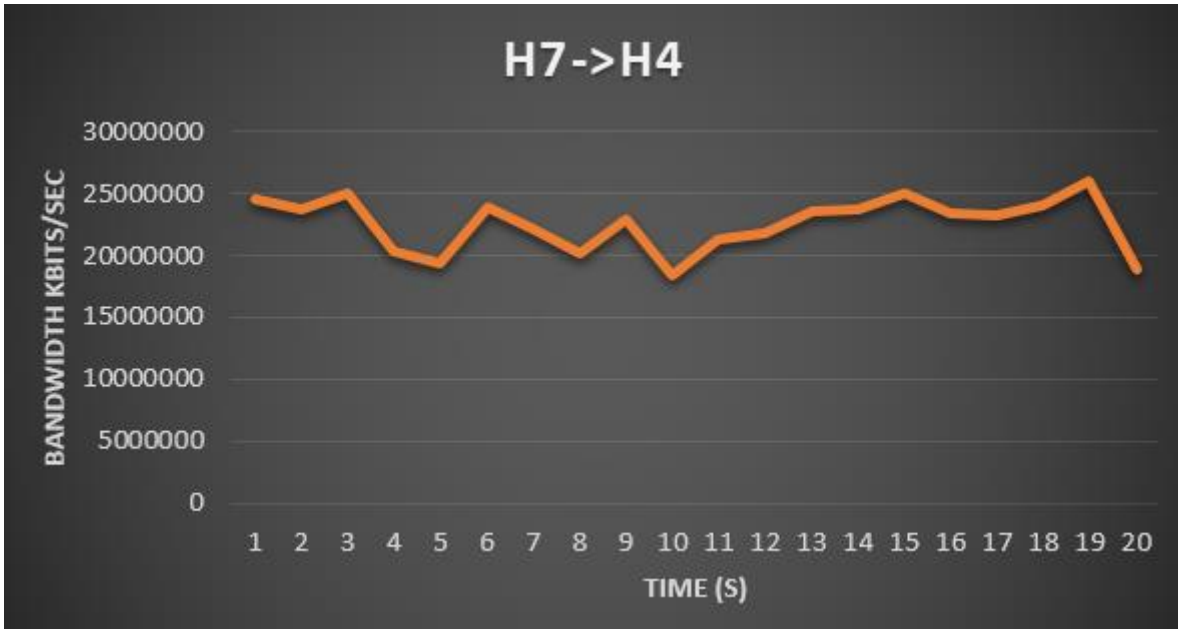
4. iperf -c 10.0.0.6 -u -P 1 -i 1 -p 5002 -l 450B -f k -b 500k -t 25



Graf 11.

Graf 9 znázorňuje skype hovor, kde minimálna priepustnosť je dodržaná.

5. iperf -c 10.0.0.7 -P 1 -i 1 -p 5001 -f k -t 20 -F /home/bakalarka/Downloads/



Graf 12.

6. Pustené 4 rôzne toky súčasne:

Z dôvodu lepšieho zobrazenia na grafoch, sme sa rozhodli jednotlivé toky rozdeliť do dvoch grafov. H1 a H5 predstavujú toky v grafe 14 a H2 a H4 zas toky v grafe 13. Avšak aj keď sú toky zobrazené v rôznych grafoch, boli spustené v rovnakom čase. Na grafe 13 možno vidieť dvakrát

prenos súboru. Ako už bolo spomínané, na linkách nebolo spustené žiadne obmedzenie veľkosti a preto jednotlivé toky spĺňajú minimálnu priepustnosť 5,5Mbit/s.

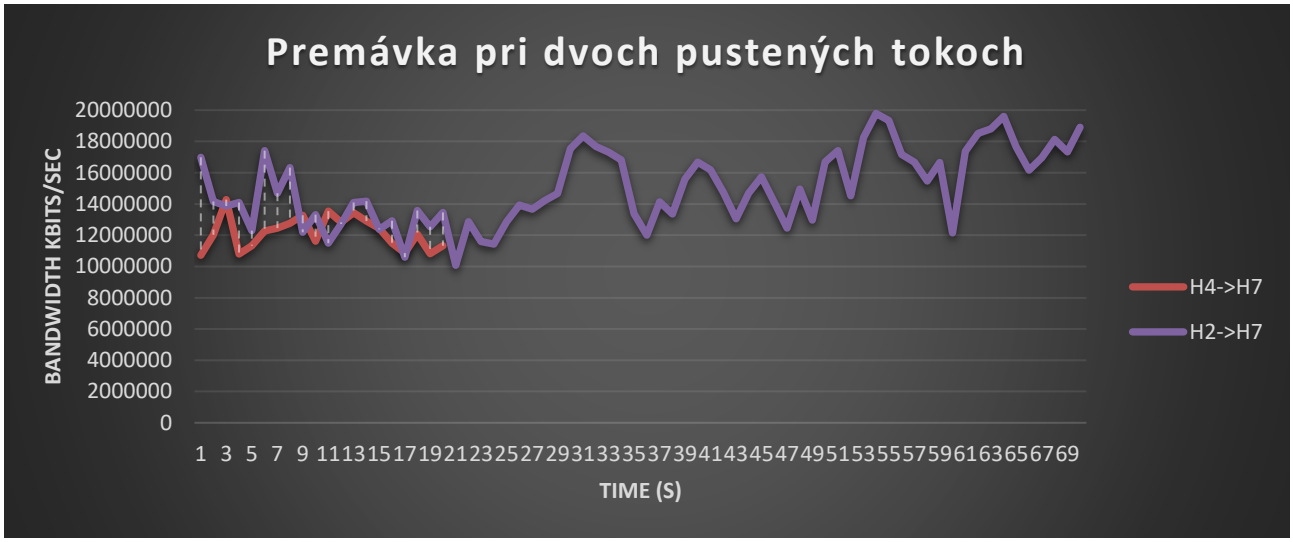
Na grafe 14 možno vidieť UDP komunikáciu – skype hovor. Aj keď zároveň prebiehali dva prenosy súborov, je možné vidieť, že priepustnosť sa ani len nepriblížila minimálnej priepustnosti 100kbit/s.

H1: iperf -c 10.0.0.6 -u -P 1 -i 1 -p 5002 -l 450B -f k -b 500k -t 35

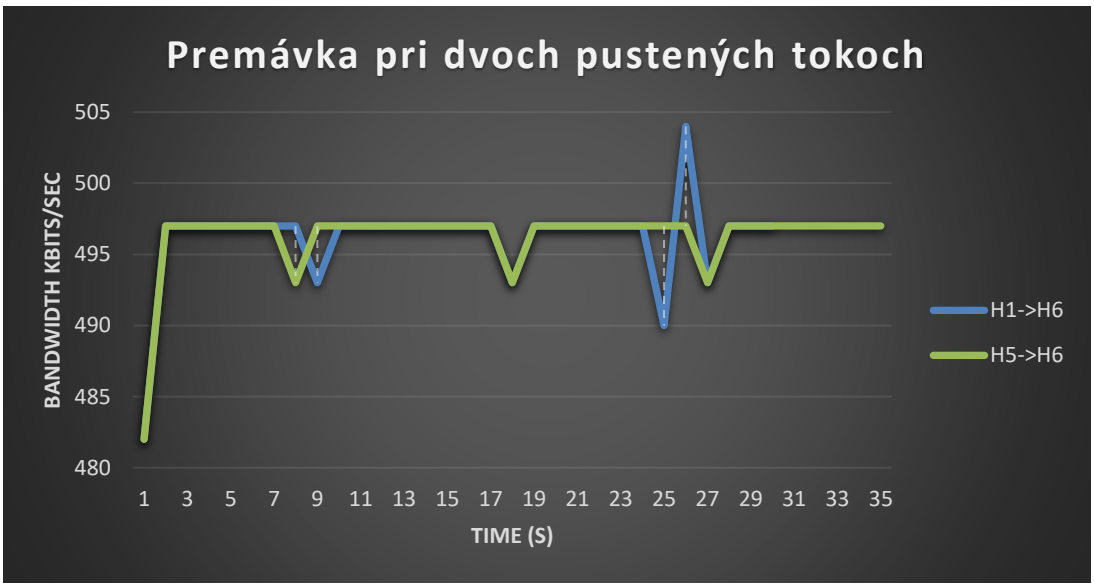
H2:iperf -c 10.0.0.7 -P 1 -i 1 -p 5001 -f k -t 70 -F /home/bakalarka/Downloads/

H4: iperf -c 10.0.0.7 -P 1 -i 1 -p 5001 -f k -t 20 -F /home/bakalarka/Downloads/

H5:iperf -c 10.0.0.6 -u -P 1 -i 1 -p 5002 -l 450B -f k -b 500k -t 30



Graf 13.



Graf 14.

16. Literatúra

[1] SDxCentral. 2017. What is an OpenFlow Controller? https://www.sdxcentral.com/sdn/definitions/sdn-controllers/openflow-controller/

[2] SHALIMOV, F. et al.: Advanced study of SDN/OpenFlow controllers, Moscow, Russia: Proceedings of the 9th Central & Eastern European Software Engineering Conference in Russia, 2013 , ISBN 978-1-4503-2641-4

[3] Thiago Paiva. 2013. OpenFLOW Controllers https://www.ncc.unesp.br/its/projects/educloud/wiki/OpenFLOW_Controllers/15

[4] GUDE, N. et al.: NOX: Towards an Operating System for Networks, Yale University, New Haven CT, USA

[5] David Erickson: The Beacon OpenFlow controller, Stanford University, CA, USA

[6] KAUR, S., SINGH, J., GHUMMAN, N.S.: Network Programmability Using POX Controller, Ferozepur, India: International Conference on Communiction,Computing & Systems, At SBS State Technical Campus , Ferozepur, Punjab , India, 2014

[7] HARKAL, V.B., DESHMUKH, A.A: Software Defined Networking with Floodlight Controller: International Conference on Internet of Things, Next Generation Networks and Cloud Computing

[8] SAIKIA, D., MALIK, N.: An Introduction to OpenMUL SDN Suite, 2014

[9] CAI, Z., COX, A.L., EUGENE, T.S.: Maestro: A System for Scalable OpenFlow Control: Rice University

[10] Sridhar Rao. 2015. SDN Series Part Eight: Comparison Of Open Source SDN Controllers https://thenewstack.io/sdn-series-part-eight-comparison-of-open-source-sdn-controllers/

[11] [https://www.cisco.com/c/en/us/about/press/internet-protocol-journal/back-issues/table-contents-59/161-sdn.html]

[12] Pragramming and Communication Channel Issue - [NATARAJAN S., RAMAIAH A., MATHEN M.: "A software defined cloud-gateway automation system using OpenFlow", In: Proc. IEEE 2nd Int. Conf. CloudNet, Nov. 2013, pp. 219-226]

[13] Potential single point of attack and failure - [BENTON K., CAMP J. L., SMALL CH.: OpenFlow Vulnerability Assessment, Indiana University Bloomington, Indiana, USA, pp. 1-6]

[14] Mendoca M., Astuto B., Obraczka K., Turletti T.: Survey of Software-Defined Networking: Past, Present, and Future of Programmable Networks,2013

[15] Al-Somaidai M., Yahya E.: Survey of software components to emulate OpenFlow protocol as an SDN implementation, 2014

[16] Open vswitch and ovs-controller. 2017. http://openvswitch.org/

[17] OpenFlow1.3 Module for NS-3. 2017. http://www.lrc.ic.unicamp.br/ofswitch13/

[18] Shankdhar, P.: 15 Best Free Packet Crafting Tools. 2017. http://resources.infosecinstitute.com/15-best-free-packet-crafting-tools/#gref

[19] Oficiálna stránka hping. 2017. http://www.hping.org/

[20] Ostinato Traffic generator. 2015. https://sreeninet.wordpress.com/2015/04/24/ostinato-traffic-generator/

[21] Oficiálna stránka dokumentácie Scapy. 2017. http://www.secdev.org/projects/scapy/

[22] Oficiálne úložisko Scapy. 2017. https://github.com/secdev/scapy

[23] Oficiálna stránka PackETH. 2017. http://packeth.sourceforge.net/packeth/Home.html

[24] Python Software Foundation. 2017. https://pypi.python.org/pypi/ryu/4.18

[25] NTT Software Inovation Center. 2013. https://osrg.github.io/ryu/slides/ONS2013-april-ryu-intro.pdf

[26] NTT Software Inovation Center. 2013. https://osrg.github.io/ryu/slides/LinuxConJapan2013.pdf

[27] Tenarys, „QoS,“ 2 Februára 2016. https://www.voip-info.org/wiki/view/QoS

[28] C. H. Tim Szigeti, Quality of Service Design Overview, 2004

[29] V. Popeskic, „HOW DOES INTERNET WORK“. 2013. https://howdoesinternetwork.com/2013/jitter.

[30] ONF „Software-Defined Networking (SDN)“. 2017. https://www.opennetworking.org/sdn-definition/

[31] Big Switch Networks. 2017. https://www.bigswitch.com

[32] RFC. 2015. https://tools.ietf.org/html/rfc7426

[33] Guck J. W., Kellerer W., Achieving end-to-end real-time Quality of Service with Software Defined Networking, In: 2014 IEEE 3rd International Conference on Cloud Networking (CloudNet), Luxembourg (Luxembourg)

[34] Palatinus M., Aplikácia SDN v bezdrôtových IoT sieťach, Diplomová práca, FIIT STU, 2017

[35] L. F. C. projects, „Quality of Service (QoS),“ Linux Foundation, [Online]. Available: http://docs.openvswitch.org/en/latest/faq/qos/. [Cit. 11 December 2017].

[36] „Measure UDP packet latency,“ [Online]. Available: https://github.com/mrahtz/ultra_ping. [Cit. 11 December 2017].

[37] Alpar Juttner, Balazs Szviatovszki, Ildiko Mecs, Zsolt Rajko, Lagrange Relaxation Based Method for the QoS Routing Problem, IEEE Transactions on Emerging Topics in Computing (Volume: 4, Issue: 2, April-June 2016)

[38] Chienhung Lin, Kuochen Wang*, Guocin Deng, A QoS-aware routing in SDN hybrid networks, The 12th International Conference on Future Networks and Communications (FNC 2017)

[39] Pop F., Dobre C., Comaneci D., Kolodziej J., V.: Adaptive Scheduling Algorithm for Media-Optimize, In: Journal Computing Volume 98 Issue 1-2, January 2016, Pages 147-168, New York, Inc. New York, NY, USA

[40] Schepper T. D., Latre S., Famaey J., V.: A transparent load balancing algorithm for heterogeneous local area networks, In: Integrated Network and Service Management (IM), 2017 IFIP/IEEE Symposium on, Lisbon, Portugal

[41] Oh S., Lee J., Lee K., Shin I.: RT-SDN: Adaptive Routing and Priority Ordering for Software-Defined Real-Time Networking, 2015, KAIST, South Korea

17. Príloha A – Inštalačná príručka

A.1 Inštalácia Ryu

Samotná inštalácia Ryu[8] je veľmi jednoduchá, vyžaduje iba jeden príkaz:

sudo pip install ryu

Pre následne spustenie niektorého preddefinovaného komponentu je potrebné vykonať príkaz:

ryu run simple_switch.py

Navyše, Ryu ponúka interaktívne webové grafické zobrazenie aktuálne spustenej topológie pre jednouchú vizualizáciu konfigurácie. Tento prvok je dosiahnuteľný aplikovaním prepínača

--observe-links

K predchádzajúcemu príkazu pre exekúciu programu. Následne je cez webový prehliadač dostupná grafická reprezentácia na danej IP adrese s portom 8080.

[8] http://ryu.readthedocs.io/en/latest/index.html - Dokumentácia a postup pre modifikáciu Ryu

18. Príloha B – Používateľská príručka

B.1 Mininet

Diagnostické príkazy

- **`help`**
  - zobrazenie dostupných príkazov
- **`nodes`**
  - zobrazenie uzlov zapojených v topológii
  - c0, h1, h2, s1
- **`net`**
  - zobrazenie informácie o linkách medzi uzlami
  - h1-eth0:s1-eth
  - s1-eth2:h2-eth0
- **`dump`**
  - zobrazenie informácie o všetkých zariadeniach v topológii
- **`h1 ifconfig –a`**
  - zobrazenie podrobnejších informácii o zariadení
- **`h1 arp`**
  - zobrazenie ARP tabuľky pre špecifikované zariadenie
- **`h1 route`**
  - zobrazenie smerovania pre špecifikované zariadenie
- **`mn --v output`**
  - zrušenie výpisov do konzoly pri vytváraní topológie
- **`mn --v debug`**
  - vynútenie všetkých výpisov do konzoly pri vytváraní topológie

Práca s topológiou

- **`mn --topo minimal`**
  - základná topológia
  - jeden kontrolér, jeden prepínač, dve koncové zariadenia
- **`mn --topo linear,#`**
  - sériové zapojenie prepínačov s jedným koncovým zariadením na prepínač
- **`mn --topo single,#`**
  - topológia s # koncovými zariadeniami na jeden prepínač
- **`mn --switch ovs --controller ref --topo tree,depth=2,fanout=8 --test pingall`**
  - Vytvorí stromovú topológiu kde na každý uzol napojí 8 hostov, dohrom. 64
  - Použije Open vSwitch a OpenSwitch/Stanford reference controller
  - Následne spustí ping medzi všetkými zariadeniami
- **`link s1 h1 down / up`**
  - zmena stavu linky medzi dvoma zariadeniami
- **`mn --link tc, bw=10, delay=10ms`**
  - nastavenie šírky pásma a oneskorenia medzi linkami
- **`mn --mac`**

- vynútenie nastavenia jednoduchých MAC adries pre rozhrania

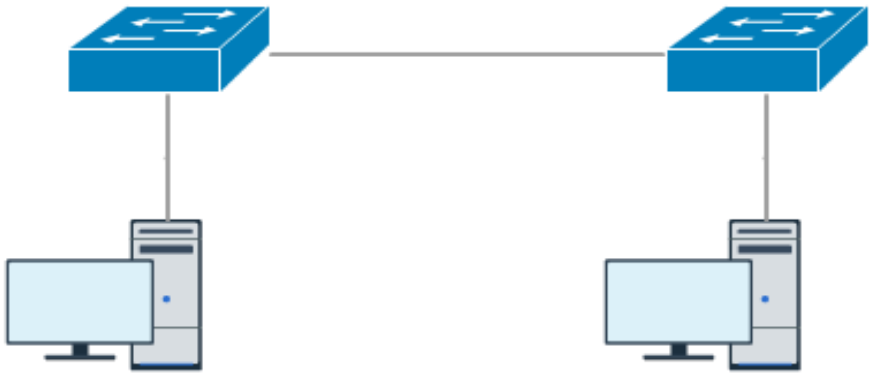
- **`mn --c`**
  - odstránenie topológie
- **`h1 python –m SimpleHTTPServer 80 &`**
  - spustenie http serveru na špecifikovanom zariadení
  - `(h1 python -m SimpleHTTPServer 80 >& /tmp/http.log &)`
- **`h2 wget –O – h1`**
  - vyžiadanie HTTP spojenia medzi špecifikovanými zariadeniami

Overenie funkčnosti topológie

- **`h1 ps`**
  - zobrazenie procesov celého zapojenia
- **`h1 ping --c # h2`**
  - ping medzi koncovými zariadeniami # krát
- **`pingall`**
  - ping na všetkých spojeniach
- **`mn --test pingpair`**
  - automatické vytvorenie topológie, overenie pomocou ping na všetkých linkách a zrušenie topológie

Vytvorenie vlastnej topológie

V aplikácii Mininet je možné vytvárať topológie podľa vlastných potrieb s požadovanými parametrami. Syntax vychádza z jazyka Python a je ľahko pochopiteľná a jednoznačná.



Obrázok 42. Vytvorená topológia

Nasledujúci kód vytvorí jednoduchú topológiu s dvoma prepínačmi, ktoré sú spoločne prepojené a každý má jedno koncové zariadenia. Taktiež linka medzi pravým prepínačom a jeho pripojeným zariadením je upravená nasledovne:

- šírka pásma 10 Mbps
- oneskorenie 5 ms (us, s)
- strata 2%
- maximálna dĺžka radu 1000 paketov
- s využitím princípu *Hierarchical Token Bucket*[9]

[9] https://en.wikipedia.org/wiki/Token_bucket

```
from mininet.topo import Topo


class MyTopo( Topo ):
    "Simple topology example."


    def __init__( self ):
        "Create custom topo."


        # Initialize topology
        Topo.__init__( self )


        # Add hosts and switches
        leftHost = self.addHost( 'h1' )
        rightHost = self.addHost( 'h2' )
        leftSwitch = self.addSwitch( 's3' )
        rightSwitch = self.addSwitch( 's4' )


        # Add links
        self.addLink( leftHost, leftSwitch )
        self.addLink( leftSwitch, rightSwitch )
        self.addLink( rightSwitch, rightHost, bw=10, delay='5ms',
            loss=2, max_queue_size=1000, use_htb=True )


topos = { 'mytopo': ( lambda: MyTopo() ) }
```

19. Príloha C – Priebeh testovania

C.1 Testovací scenár č.1

1. over, či sú všetky linky zapojené tak, ako je potrebné //net
2. pingom over dostupnosť všetkých koncových zariadení //pingall
3. nájdi cestu z PC1 do PC5 //tracert –n IPaddress
4. zhoď linku na ceste, získanú z bodu 3 // ifconfig sX-ethX down
5. zopakuj krok 3 a over, či linka bola zmenená a sieť naďalej funguje
6. nájdi cestu z PC3 do PC7
7. zmeň šírku pásma na trase, získanej z bodu a)
8. zopakuj krok a) a over, či bola cesta zmenená
9. nájdi cestu z PC2 na PC4
10. na ceste získanej z bodu A. zmeň šírku pásma na niektorej linke
11. zopakuj krok A. a zisti, či bola cesta zmenená
12. vytvor http server //h1 python –m SimpleHTTPServer 80 &
13. pošli požiadavku na h2 //h2 wget –O – h1
14. vypni server //h1 kill %python

C.2 Testovací scenár č.2

1. Priraď PC0 VLAN port a IP adresu (pri port 100 10.0.0.2/24, adresa 1.0.0.2/24)
2. Priraď PC1 VLAN port a IP adresu (pri port 100 10.0.0.3/24, adresa 1.0.0.3/24)
3. Nastav Open vSwitch (Swtich0) (priraď porty s koncovými zariadeniami)
4. Vytvor Queue [10]vo Switch0
5. Inštalácia toku pre PCP (Priority Code Point) do radu mapovania je zabezpečená RYU kontrolérom
6. Ping na PC1 (1.0.0.3) z PC0 – mal by fungovať
7. Ping na PC0 (1.0.0.2) z PC1 – mal by fungovať
8. Overenie toku tabuľky tokov pridaním VLAN tagu (PCP = 3)
9. Ping na PC1 (10.0.0.3) z PC0 – funguje
10. Ping na PC0 (10.0.0.2) z PC1 – funguje
11. Skontrolovanie šírka pásma pre tok bez VLAN tagu
12. Spustenie iperf servera na PC0 (iperf –s –p 8011 –u –f m –reportstyle C –i 1 //udp server
13. Spustie iperf klienta na PC1 (iperf –c 1.0.0.3 –p 8011 –i 1 –f m –t 120 –u –b 10000000)
14. Overenie, že šírka pásma na PC1 je 10Mbits/s
15. Skontrolovanie šírky pásma pre tok s VLAN tagom (PCP = 3)
16. Spustenie iperf servera na PC0 (iperf –s –p 8011 –u –f m –reportstyle C –i 1 //udp server
17. Spustie iperf klineta na PC1 (iperf –c 10.0.0.3 –p 8011 –i 1 –f m –t 120 –u –b 10000000)
18. Overenie, že výstup na PC1 je 5Mbits/s

[10] https://www.networkworld.com/article/2234323/cisco-subnet/quality-of-service--queuing.html

C.3 Testovací scenár č.3

1. Nastavíme topológiu podľa obrázka 2.
2. Na s0 nastavíme, aby preniesol 50 % premávky cez ap1 a zvyšných 50 % cez ap2 do sta1
3. Otestujeme pomocou príkazov
4. Na sta1: iperf –s –u –i 1
5. Na h1: iperf –c 192.168.10.10 –u –b 100M –t 5
6. V prípade problémov konfigurácie kontroléra, je možné danú topológiu zostrojiť a otestovať aj bez neho.

C.4 Testovací scenár č.4

1. definuj kontrolér a sieť //netMininet(controller=RemoteController)
2. vytvor kontrolér s portom 6633 //net.addController(name, port)
3. vytvor 3 prepínače //net.addSwitch(name)
4. vytvor tri koncové zariadenia //net.addHost(name,ip)
5. vytvor linky podľa topológie //net.addLink(src, dts)
6. spusti sieť //net.build(),xy.start(controller),et.startTerms()
7. zapni CLI //CLI(net)
8. nastav OpenFlow verziu pre prepínače //ovs-vsctl set Bridge sxp rotocols=OpenFlow13
9. na uzle root (Node: c0 (root)) spusti skript pre STP
10. ryu-manager ryu.app.simple_switch_stp_13
11. pre všetky uzly (nodes) nastav filtrovanie TCP/IP paketov
12. tcpdump -i sx-eth2 arp
13. pingom z host1 do host2 over, že paket nie loop-ovaný
14. zhoď eth linku s2 // # ifconfig s2-eth2 down
15. linka, ktorá bola v stave blocked, by sa mala prepnúť do stavu forwarding

20. Príloha D – Technická dokumentácia

D.1 Analýza kódu z diplomovej práce Michala Palatinusa

Programy potrebné pre spustenie kontroléra:

- Controller.py – samotný kontrolér
- QoS_linkDB.txt – súbor obsahujúci informácie pre QoS na jednotlivých linkách
- PathFinder.py – algoritmus pre vytvorenie cesty
- Globals.py – nastavenie parametrov pre jednotlivé linky

Program je navrhnutý na statické priradenie liniek a parametrov pre jednotlivé linky. Linky majú aj dopredu dané pomenovanie a aj z tohto dôvodu je potreba metódu prerobiť, keďže názov liniek sa môže líšiť v závislosti od simulačného prostredia alebo aj danej topológie.

Controller.py

Importuje PathFinder, ktorý vráti najlepšiu cestu, ktorá dosiahla najlepšie hodnoty QoS a Queues. Pri inicializácií topológie si vytvorí objekt jeho typu. V metóde createRoutingRules(self, ev, match, paket, parser, dp, ofp) volá funkciu pathfindra metódou findpath(QOS_LINK_PROPS, TOPOGRAPH, str(dp_id), str(end_dp), category) pričom

- QOS_LINK_PROPS: QOS hodnoty parametrov, ktoré daný tok vyžaduje
- TOPOGRAPH: Dátová štruktúra Slovník, uchováva v sebe graf topológie
- DP_id: ID inštancie
- End_dp: Cieľový port
- Category: Typ kategórie flowu

IP adresy, ktoré generuje kontrolér pri preposielaní paketov:

- Zdrojová adresa 10.1.1.252
- Cieľová adresa 10.1.1.253

def loadDatabases():

Zo súboru */home/mininet/ryu/ryu/app/QOS_linkDB.txt* sa načítavajú jednotlivé QoS parametre pre každú linku

def _icmp_send(dp, port_out, ip_src=DISCOVERY_IP_SRC, ip_dst=DISCOVERY_IP_DST, eth_src='02:b0:00:00:00:b5', eth_dst='02:bb:bb:bb:bb:bb',icmp_type=8, icmp_code=0):

- dp -- Datapath
- port_out – Port na prepínači pre preposlanie paketu
- ip_src -- IP adresa posielajúceho
- ip_dst -- IP adresa prijímateľa
- eth_src -- Ethernet adresa zdroja (štandardná je 02:b0:00:00:00:b5)
- eth_dst -- Ethernet cieľová adresa (pravdepodobne bude treba prerobiť)
- icmp_type -- ICMP typ, 8 – echo
- icmp_code -- ICMP kód, 0 – štandard

def on_inner_dp_join(self, dp):

Nový prepínač sa pridá do siete

Postup:

1. Vymažú sa všetky existujúce toky
2. Všetky pingy s cieľovou adresou = 10.1.1.253 sa presmerujú na kontrolér
3. Priradí sa k jednotlivým pingom akcia
4. Jednotlivé toky sa priradia do tabuľky tokov k jednotlivým switchom

def setStaticRoutesOnEdgeSwitch(self, dp, parser):

Staticky nastaví IP k jednotlivým koncovým zariadeniam. Kontroluje podľa datapath id.

def forwarder_state_changed(self, ev):

Kontroluje zmenu stavu prepínača. Môžu nastať dva stavy, pričom v metóde sa stavy kontrolujú nasledovne:

- ev.enter == True - nový prepínač je pripojený
- ev.enter == False - prepínač je odpojený

Postup:

1. Ak true
   a) Špecifikujeme toky.
   b) Nastavíme toky pre koncové zariadenia.
   c) Spustíme funkciu on_inner_db_join .
   d) Pre každý prepínač pošle ICMP pakety z každého jeho portu okrem toho, ktorým je pripojený na kontrolér.

2. Ak false
   a) Vymaže daný prepínač.

def _packet_in(self, ev):

Metóda, ktorá sa stará o pakety, ktoré smerujú priamo ku kontrolérovi.

Postup:

1. V prípade vytvorenia novej linky medzi forwardermi.
2. Vytvorenie nového toku => treba vytvoriť nové pravidlá pre tok cez funkciu: *createRoutingRules(ev, match, paket, parser, dp, ofp).*

def flow_removed_handler(self, ev):

Metóda zachytáva toky, ktoré sú odstránené. Vypíše sa dôvod zrušenia toku a potom je tok odstránený z databázy pomocou funkcie: *deleteFlowFromDB(str(msg.match), int(msg.cookie)).*

def createRoutingRules(self, ev, match, paket, parser, dp, ofp):

Jedna z hlavných funkcii pri určovaní path_finder algoritmu a konfigurovaní pravidiel.

- paket – paket, ktorý prišiel ku kontrolérovi, prepínač ho nemá vo svojej tabuľke tokov
- parser: OF 1.3 parser
- dp: datapath, z ktorého prišiel paket ku kontrolérovi

Postup:

1. Ak je zadaný protokol
2. Ak sa objaví nový tok
3. Ak zdrojová IP adresa nie je známa pri koncových zariadeniach (pole)
   a) Pridaj zdrojovú IP adresu do koncových zariadení (pole)
   b) Vytvor jednotlivé toky
4. Ak cieľová adresa je jeden z koncových zariadení (pole)
   a) Zisti počiatočný port, cez ktorý pôjde paket von
   b) Datapath id koncového zariadenia
   c) Pomocou metódy vytvor nový tok *categorizeFlowAndDefineMatch(paket, src, dst, parser)*
   d) Spusti path_finder algoritmus, ktorý nájde najlepšiu cestu podľa QoS
   e) Nainštaluj toky

5. Ak cieľová adresa nie je jeden z koncových zariadení (pole)
   a) Rozošli paket – pošli ho všetkým zariadeniam, okrem toho ktorým prišiel

def categorizeFlowAndDefineMatch(self, pkt, src, dst, parser):

Metóda, ktorá kategorizuje nový tok na základe charakteristík prijatého paketu.

- pkt: prijatý paket
- src: zdrojová IP
- dst: cieľová IP

1. Zistí o aký typ protokolu ide
   a) ICMP – priradí prioritu a „match“
   b) TCP
      - (video streamimg) - ak je zdrojová adresa 10.0.0.7 => priradí kategóriu a „match“
      - (file server) – zdrojová adresa 10.0.0.6 => kategória + „match“
      - (Skype) – zdrojová adresa 10.0.0.8 => kategória + tcp porty + „match“
      - V opačnom prípade pridať prioritu a timeout, ostatné hodnoty sú null
   c) UDP
      - (video streamimg) - ak je zdrojová adresa 10.0.0.7 => priradí kategóriu a „match“
      - (file server) – zdrojová adresa 10.0.0.6 => kategória + „match“
      - (Skype) – zdrojová adresa 10.0.0.8 => kategória + tcp porty + „match“
      - V opačnom prípade pridať prioritu a timeout, ostatné hodnoty sú null
   d) ARP – priradí prioritu a „match“ + timeout
   e) Default routing

def addFlowToDB(self, match, cookie, node1, node2, category, queue):

Priradí nové toky to databázy a pomocou funkcie *decreaseLinkCapacity* zníži kapacitu linky.

- match: pravidlá toku
- cookie: číslo identifikácie toku (flow ID)
- node1: koncový bod pre identifikáciu toku
- node2: koncový bod pre identifikáciu linky
- category: kategória toku
- queue: rad priradený k toku

def deleteFlowFromDB(self, match, cookie):

Metóda, ktorá vymaže tok z databázy a výši kapacitu pomocou funkcie *increaseLinkCapacity*

- match: pravidlá toku
- cookie: číslo identifikácie toku (flow ID)

def decreaseLinkCapacity(self, node1, node2, category, queue):

- node1: koncový bod pre identifikáciu toku
- node2: koncový bod pre identifikáciu linky
- category: kategória toku
- queue: rad priradený k toku

def increaseLinkCapacity(self, node1, node2, category, queue):

- node1: koncový bod pre identifikáciu toku
- node2: koncový bod pre identifikáciu linky
- category: kategória toku
- queue: rad priradený k toku

def getIpAddresses(self, paket):

Funkcia vracia zdrojovú a cieľovú IP adresu a či sa jedná o ARP paket

def generateCookie(self):

Funkcia generuje náhodné 9 ciferné číslo ako identifikátor toku

def updateTopologyFromIcmp(self, paket, ev):

Discovery ping nesie v sebe informáciu o datapath.

Postup:

1. Rozparsujeme ICMP pomocou funkcie *_icmp_parse_payload.*
2. Zistí sa susedné datapath ID a port
3. Pridajú sa do topológie ako nové linky
4. Prebehne znova načítanie sa topológie
5. Kontroluje sa počet liniek v topológii a rady sú rovné false
   a) Staticky sa kontroluje počet liniek.
   b) Rady sa konfigurujú iba v prípade, že je nájdená celá topológia.

c) Pre každý datapath a pre každý port v ňom nastav rady.
d) Volá sa funkcia *set_queue.*
e) Na konci sa zavolá funkcia *topoToSet.*

def add_flow(self, dp, priority, match, actions, cookie, table=0, idle_timeout=None):

Pridávanie nových tokov do topológie.

- dp: datapath (prepínač)
- priority: priorita nového toku
- match: pravidlá toku
- actions: akcie toku
- cookie: identifikátor toku
- table: tabuľka, ktorá nesie informácie
- idle_timeout: čas, po ktorom je tok vymazaný z tabuľky

def set_queue(self, datapath, port, ovsdb_bridge):

Metóda, ktorá nakonfiguruje jednotlivé rady pre porty.

- datapath: prepínač, na ktorom budú rady aplikované
- port: port, na ktorom budú rady nakonfigurované
- ovsdb_bridge

1. Ak sa nachádza port k danej linke
   a) Ulož si ho
2. Pre každú linku pre QoS
   a) Nastav maxrate, minrate
   b) rady sa konfigurujú len pre porty k ostatným prepínačom, preto <10000
   c) ak je datapath id < 5 a počet portov je menší ako 10000
      i. vytvor názov linky
3. Ak názov nie je nulový priraď jednotlivé QoS rady

def topoDictWithPorts(self, topo):

Metóda konvertuje topológiu na nejaký lepší formát – nie je implementované v tejto verzií

def topoToSet(self, topo):

Prekonvertuje topológiu do krajšieho formátu.

Napríklad.:

{

'1': {'3', '2'},

'11': {'2'},

'13': {'2'},

'2': {'1', '11', '13', '12', '5', '14'},

}

PathFinder.py

Metóda findpath(QOS_LINK_PROPS, TOPOGRAPH, str(dp_id), str(end_dp), category):

Jadro evolučného algoritmu. Proces prebieha v 10 iteráciách. Najskôr dostane 2 cesty z depth-first algoritmu. Potom prebieha 10 iterácií ak nezistí cestu s fv 0. Nájde sa spoločný stredný uzol. Ak existuje aplikuje sa kríženie a mutácia. Ak sa nenachádza aplikuje sa iba mutácia. Nakoniec sa všetky nové cesty priradia do zoznamu ciest, pokiaľ zoznam ciest ešte takú cestu nemá. Nakoniec sa vyberie najlepšia cesta a vráti sa.

Metóda fitnessValue(nodes, category, QOS_LINK_PROPS)

Vypočíta hodnotu cesty na základe jej QoS hodnôt.

Pomocné informácie

```
SERVICE_CLASS = {

   #'file_sharing': {'alpha': 0, 'beta': 0, 'gamma': 1, 'delay': 4.000, 'jitter': 0.01, 'thrput': 4000000}, # Simulacia 1 #THRPT in bits # before 'thrput': 1000000

   'file_sharing': {'alpha': 0, 'beta': 0, 'gamma': 1, 'delay': 4.000, 'jitter': 0.01, 'thrput': 5500000}, # simulacia 2

   'skype_audio': {'alpha': 1, 'beta': 0, 'gamma': 1, 'delay': 1.000, 'jitter': 0.01, 'thrput': 100000},

   'mp4': {'alpha': 1, 'beta': 0, 'gamma': 1, 'delay': 4.000, 'jitter': 0.01, 'thrput': 4500000},

   'management': {'alpha': 1, 'beta': 0, 'gamma': 1, 'delay': 1.000, 'jitter': 0.01, 'thrput': 500}

}
```

V premennej SERVICE_CLASS, ktorá sa nachádza v súbore globals.py sú uložené potrebné QoS parametre, ktoré daná komunikácia vyžaduje.

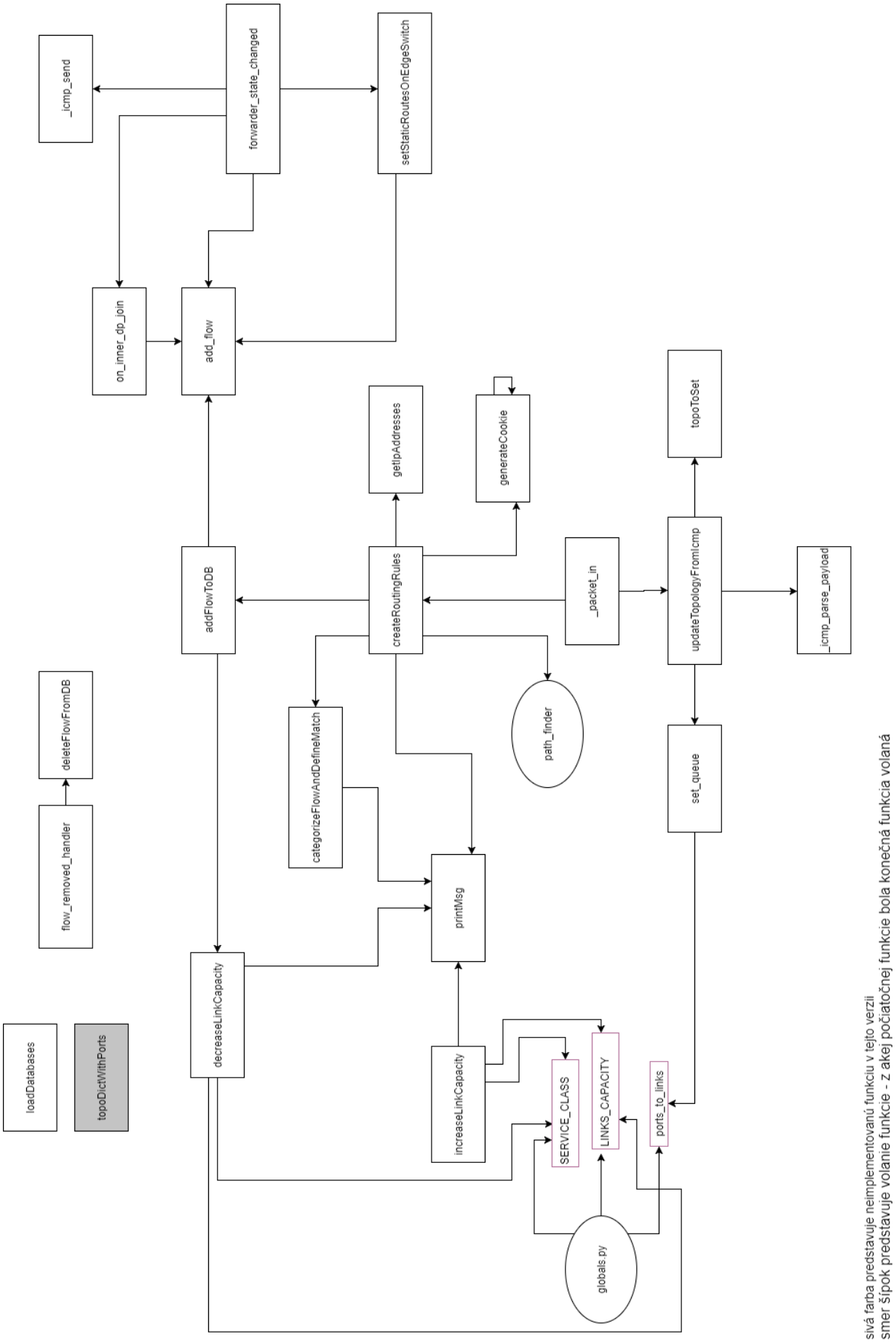
```
DELAY_TABLE = {

   #1000000000:{'R1':7000000, 'R2':5500000, 'T1':0.12012, 'T2':0.5457}, #1x10^9bits = 125x10^6bytes s1-s2

   100000000:{'R1':7000000, 'R2':5500000, 'T1':0.12012, 'T2':0.5457}, #1x10^8bits = 125x10^5bytes s1-serv1

   10000000:{'R1':700000, 'R2':550000, 'T1':1.2012, 'T2':5.457}, #1x10^7bits = 125x10^4bytes s2-s11

   1000000:{'R1':70000, 'R2':55000, 'T1':12.012, 'T2':50.457} #1x10^6bits = 125x10^3bytes  wifi !!!! IN current implementation capacity of

                # end links is not limited and links are not included in pathfinder. Default speed of Mininet should be high enough:

                #without setting the queues Jperf TCP bw was between 13000 and 17000 Mbits/sec

}
```

V premennej DELAY_TABLE si uchováva hodnoty oneskorenia každého radu

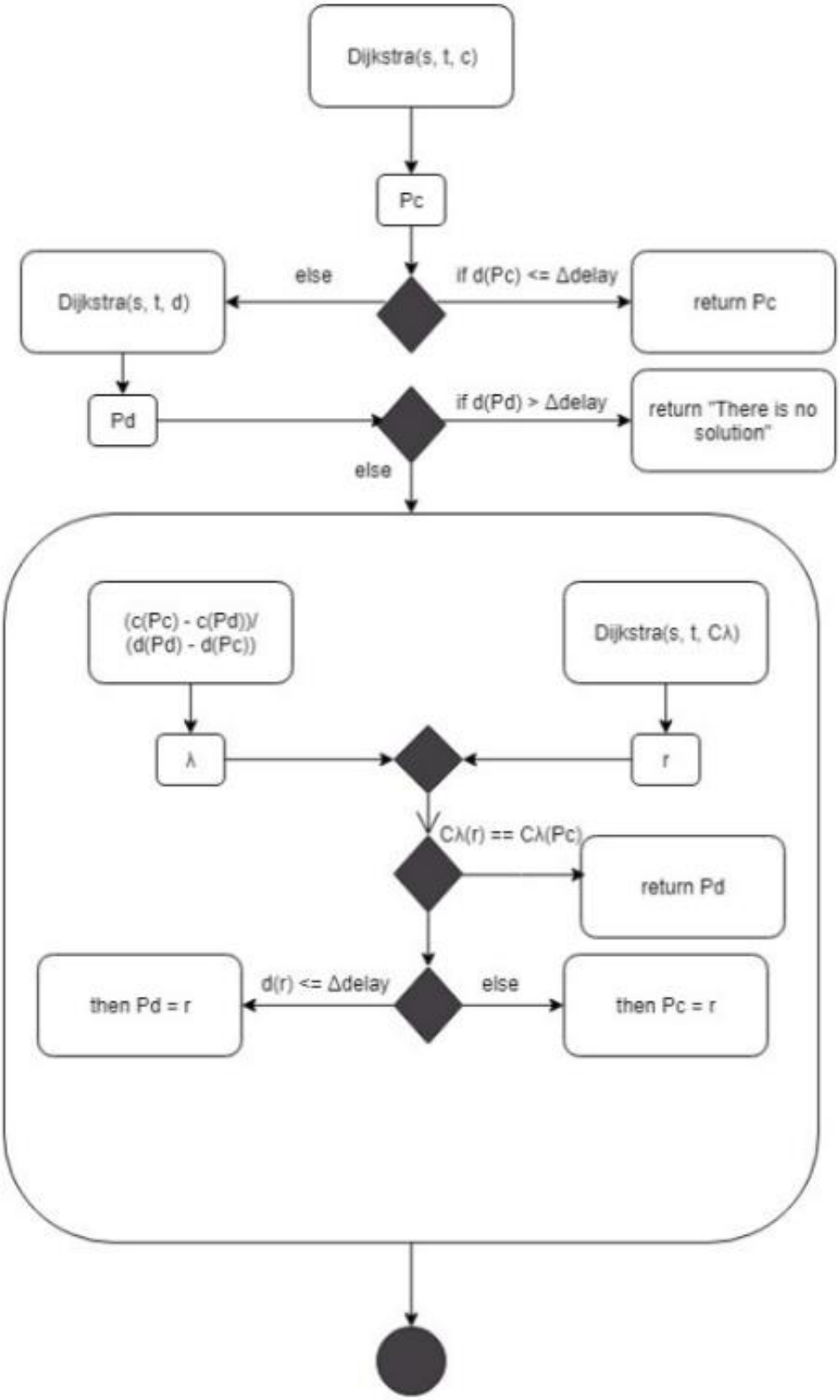
```
LINKS_CAPACITY = {   # one directional

   '1-2': {0:{'max_cap': 5600000, 'remaining_cap': 5600000}, 1:{'max_cap': 4400000, 'remaining_cap': 4400000}},

   '2-1': {0:{'max_cap': 5600000, 'remaining_cap': 5600000}, 1:{'max_cap': 4400000, 'remaining_cap': 4400000}}}
```

V premennej Links_CAPACITY má uložené údaje o kapacitách každej linky, maximálnu kapacitu a zostávajúcu kapacitu.

D.1.1 Diagram prepojenia funkcií



D.2 Diagram algoritmu LARAC



[11]

[11] Znázornený diagram zámerne nespĺňa direktívy UML z podstaty efektívne demonštrovať priebeh algoritmu