



VYSOKÉ UČENÍ TECHNICKÉ V BRNĚ

BRNO UNIVERSITY OF TECHNOLOGY



FAKULTA ELEKTROTECHNIKY A KOMUNIKAČNÍCH  
TECHNOLOGIÍ

ÚSTAV TELEKOMUNIKACÍ

FACULTY OF ELECTRICAL ENGINEERING AND COMMUNICATION  
DEPARTMENT OF TELECOMMUNICATIONS

## MULTIMEDIÁLNÍ SLUŽBY V MOBILNÍCH SÍTÍCH

MULTIMEDIA SERVICES IN MOBILE NETWORKS

DOKTORSKÁ PRÁCE

DOCTORAL THESIS

AUTOR PRÁCE

AUTHOR

Ing. PETR KOVÁŘ

VEDOUCÍ PRÁCE

SUPERVISOR

doc. Ing. KAROL MOLNÁR, Ph.D.

BRNO 2008

## Abstrakt

Již dlouho byly vyvíjeny způsoby, které by umožnily rychlou výměnu informací na co nejdelší vzdálenosti. Až do nedávné doby byly prostředky komunikace na dálku značně limitovány jak možnostmi tehdejších technologií, tak i finančními aspekty. S nástupem telegrafu, telefonu, a nejnověji i počítačových sítí, se telekomunikační služby stávaly nejen levnějšími, ale byly i mnohem dostupnější. S nástupem a masovým rozšířením internetu je v dnešním světě úloha telekomunikací stále důležitější. Nejaktuálnějším trendem je mobilní internet a spolu s ním spojené multimediální služby a jejich okamžitá dostupnost odkudkoliv. Na jednu stranu se jedná o klasické mobilní sítě GSM, UMTS, na stranu druhou vzniká velmi silná alternativa v podobě kombinace sítí WiMAX a Wi-Fi. Pro provoz multimediálních služeb v těchto sítích je nutné dostatečně ošetřit jejich upřednostnění před méně citlivým provozem, což je zvláště při práci na sdíleném médiu velmi náročný úkol. Pro nalezení nových postupů a metod, které by to umožnily, je nutno nejprve vytvořit dostatečně přesné a spolehlivé matematické modely komunikace. V této disertační práci je zmapován současný stav problematiky a navržen a ověřen nový matematický model Distribuované koordinační funkce, která je hojně využívána jako přístupová metoda v sítích 802.11, Wi-Fi.

## **Abstract**

Long time ago, there were developed methods which can allow fast exchange of information at the longest distance possible. Until recent time, the possibilities of long way communications were very limited. There were technological and financial limitations mainly. With telegraph, telephone and the newest – computer networks invention, the telecommunication services became cheaper and much more comprehensive. With accession and high scale spread of internet, the role of communications is much more important. The most actual trend is mobile internet and connected multimedia networks and their instant accessibility from anywhere. On the first side there are classical telecommunication networks as GSM, UMTS, on the other side there is very strong alternative in shape of WiMAX and WiFi networks combination. For the usage of multimedia services in that networks is very important to handle their prefferization over other traffic, which is very difficult task even on wireless media. For the finding of new processes and methods, which can allow it, there is, at fist, the need for highly accurate and authentic mathematical models. In this doctoral thesis is mapped actual state of the art and proposed the new mathematical model of Distribution Coordination Function, which is much-frequent used as access method in 802.11 networks, Wi-Fi.

## PROHLÁŠENÍ

Prohlašuji, že disertační práci na téma „Multimediální služby v mobilních sítích“ jsem vypracoval samostatně pod vedením svého vedoucího disertační práce s použitím odborné literatury, kterou jsem všechnu citoval v seznamu literatury.

Jako autor uvedené disertační práce prohlašuji, že jsem v souvislosti s vytvořením této práce neporušil autorská práva třetích osob, zejména jsem nezasáhl nepovoleným způsobem do cizích autorských práv osobnostních a jsem si plně vědom následků porušení ustanovení §11 a následujících autorského zákona č. 121/2000 Sb., včetně možných trestněprávních důsledků vyplývajících z ustanovení §152 trestního zákona č. 140/1961 Sb.

V Brně dne .....

.....

podpis autora

## **PODĚKOVÁNÍ**

Děkuji vedoucímu disertační práce Doc. Ing. Karolu MOLNÁROVI, PhD. za metodickou pomoc a cenné rady při zpracování disertační práce.

V Brně dne .....

.....

podpis autora

## **Bibliografická citace**

KOVÁŘ, P. *Multimediální služby v mobilních sítích*. Brno: Vysoké učení technické v Brně, Fakulta elektrotechniky a komunikačních technologií, 2008. 100 s. Vedoucí dizertační práce doc. Ing. Karol Molnár, Ph.D.

## Seznam obrázků

Obr. 2.1. Diffserv domény	19
Obr. 2.2. Kombinace služeb diffserv a intserv	20
Obr. 2.3. Návrh systému UMTS Release 5	22
Obr. 2.4. Signalizace IMS	23
Obr. 3.1: Základní sada služeb	25
Obr. 3.2: Rozšířená sada služeb	26
Obr. 3.3: Nezávislá sada služeb	26
Obr. 3.4: Element SSID [16]	27
Obr. 3.5: Autentizace se sdíleným klíčem	29
Obr. 3.6: Mechanismy přístupu k médiu na MAC vrstvě [16]	31
Obr. 3.7: Referenční model implementace EDCA[16]	36
Obr. 3.8: Rozložení kanálových intervalů	37
Obr. 4.1: Model soutěžení Distribuované koordinační funkce	39
Obr. 4.2: Základní pravděpodobnostní model Distribuované koordinační funkce	41
Obr. 4.3: Bianchiho Markovský řetězec popisující interval odpočítávání [27]	42
Obr. 4.4: Generování intervalu odpočítávání pro dvě stanice ve stejné chvíli v případě, že datová jednotky dorazí na linkovou vrstvu v rozdílných časových úsecích	43
Obr. 4.5: Závislost pravděpodobnosti kolize na velikosti okna soutěžení pro různé počty stanic	46
Obr. 4.6: Pravděpodobnost příchodu datové jednotky na síťovou vrstvu pro kodek G.711, pracující s 20 ms mezerou mezi jednotlivými rámci	52
Obr. 4.7: Typický charakter provozu HTTP	53
Obr. 4.8: Pravděpodobnost příchodu rámce na linkovou vrstvu u protokolu HTTP v závislosti na čase	55
Obr. 4.9: Pravděpodobnost příchodu rámce na linkovou vrstvu u protokolu HTTP v porovnání s aproximační funkcí	56
Obr. 4.10: Pravděpodobnost příchodu rámce na linkovou vrstvu u ostatních protokolů	57
Obr. 5.1: Systém jedné fronty	59
Obr. 5.2: Stavový diagram systému $M/M/1$	63
Obr. 5.3: Závislost pravděpodobnosti výskytu počtu žádostí v systému na intenzitě provozu	66
Obr. 5.4: Závislost pravděpodobnosti výskytu počtu žádostí v systému na intenzitě provozu	67
Obr. 6.1: Základní pravděpodobnostní model Distribuované koordinační funkce	69
Obr. 6.2: Náčrt trojrozměrného modelu	70
Obr. 6.3: Výsledky pro testovací sestavu 1	74
Obr. 6.4: Výsledky pro testovací sestavu 2	74
Obr. 6.5: Výsledky pro testovací sestavu 3	75

<b>Obr. 6.6: Korekční křivka pro metodu A</b>	<b>76</b>
<b>Obr. 7.1. Diagram simulačního prostředí</b>	<b>79</b>
<b>Obr. 7.2. Princip činnosti NTP [26].</b>	<b>80</b>
<b>Obr. 7.3. Zjednodušený algoritmus NTP.</b>	<b>81</b>
<b>Obr. 7.4. Navržený algoritmus měření [26].</b>	<b>82</b>
<b>Obr. 7.5. Chyby vyvolané nestejnou rychlostí přenosu v jenom směru.</b>	<b>83</b>
<b>Obr. 7.6. Rozložení výsledků měření pro přenos pomocí GPRS[30]</b>	<b>85</b>



## Seznam zkratek

<b>AC</b>	Access Category
<b>AC_BK</b>	Access Category – Background
<b>AC_BE</b>	Access Category – Best Effort
<b>AC_VI</b>	Access Category – Video
<b>AC_VO</b>	Access Category – Voice
<b>AIFS</b>	Arbitration Interframe Space
<b>API</b>	Application Programming Interface
<b>ATM</b>	Asynchronous Transfer Mode
<b>BSC</b>	Base Station Controller
<b>BSS</b>	Basic Service Set
<b>BTS</b>	Base Transceiver Station
<b>CSD</b>	Circuit Switched Data
<b>CSMA/CA</b>	Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance
<b>CSMA/CD</b>	Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection
<b>CW</b>	Contention Window
<b>DCF</b>	Distributed Coordination Function
<b>DIFFSERV</b>	Differentiated Services
<b>DIFS</b>	Distributed Interframe Space
<b>DNS</b>	Domain Name Service
<b>EDCA</b>	Enhanced Distributed Channel Access
<b>EDCAF</b>	Enhanced Distributed Channel Access Function
<b>EDGE</b>	Enhanced Data Rates for Global Evolution
<b>ESS</b>	Extended Service Set
<b>FTP</b>	File Transfer Protocol
<b>JavaME</b>	Java Micro Edition
<b>GGSN</b>	Gateway GPRS Support Node
<b>GPRS</b>	General Packet Radio Service
<b>GTP</b>	GPRS Tunneling Protocol
<b>HCCA</b>	HCF Controlled Channel Access
<b>HCF</b>	Hybrid Coordination Function
<b>HSCSD</b>	High Speed Circuit Switched Data
<b>HSS</b>	Home Subscriber Server
<b>HTTP</b>	Hypertext Transfer Protocol
<b>IETF</b>	Internet Engineering Task Force
<b>INTSERV</b>	Integrated Services
<b>IMS</b>	IP Multimedia Subsystem
<b>IP</b>	Internet Protocol

<b>ISDN</b>	Integrated Services Digital Network
<b>ISS</b>	Independent Service Set
<b>MAC</b>	Media Access Control
<b>MIB</b>	Management Information Base
<b>NTP</b>	Network Time Protocol
<b>PCF</b>	Point Coordination Function
<b>P-CSCF</b>	Proxy Call Session Control Function
<b>PCU</b>	Packet Control Unit
<b>PIFS</b>	Point Interframe Space
<b>POP3</b>	Post Office Protocol version 3
<b>PSTN</b>	Public Switched Telephone Network
<b>QoS</b>	Quality of Service
<b>RADIUS</b>	Remote Authentication Dial In User Service
<b>RSVP</b>	Resource Reservation Protocol
<b>RTS/CTS</b>	Request to Send / Clear to Send
<b>S-CSCF</b>	Serving Call Session Control Function
<b>SIFS</b>	Short Interframe Space
<b>SMTP</b>	Simple Mail Transfer Protocol
<b>SNMP</b>	Simple Network Management Protocol
<b>SSID</b>	Service Set Identifier
<b>SGSN</b>	Serving GPRS Support Node
<b>TCP</b>	Transmission Control Protocol
<b>UDP</b>	User Datagram Protocol
<b>UE</b>	User Equipment
<b>UMTS</b>	Universal Mobile Telecommunications System
<b>UP</b>	User Priority
<b>VoIP</b>	Voice over IP
<b>WCDMA</b>	Wideband Code Division Multiple Access
<b>WEP</b>	Wired Equivalent Privacy
<b>WiMAX</b>	Worldwide Interoperability for Microwave Access
<b>Wi-Fi</b>	Wireless Fidelity
<b>WPA</b>	Wi-Fi Protected Access

# Obsah

<b>1 Úvod</b>	<b>14</b>
<b>2 Dosavadní vývoj</b>	<b>16</b>
2.1 Parametry mobilních technologií používaných v ČR	16
2.2 Systémy řízení kvality služeb	17
2.3 Systém řízení kvality služeb v sítích GPRS	20
2.4 Systém řízení kvality služeb v sítích UMTS	21
2.5 IP Multimedia Subsystem	22
<b>3 Bezdrátová síť standardu 802.11 a mechanismy přístupu k médiu</b>	<b>24</b>
3.1 Způsob řízení bezdrátových přístupových sítí	24
3.1.1 Základní sada služeb	24
3.1.2 Rozšířená sada služeb	25
3.1.3 Nezávislá sada služeb	26
3.2 Identifikátor sítě, autentizace, dělení frekvenčního pásma	27
3.2.1 Identifikátor sítě	27
3.2.2 Proces autentizace a asociace	27
3.3 Způsoby přístupu k bezdrátovému médiu	30
3.4 Distribuovaná koordinační funkce (Distributed Coordination Function – DCF)	31
3.5 Hybridní koordinační funkce (Hybrid Coordination Function – HCF)	33
3.5.1 Centralizovaná koordinační funkce	33
3.5.2 Mechanismus EDCA	34
3.6 Kanálové intervaly	36
<b>4 Distribuovaná koordinační funkce a její matematický popis</b>	<b>39</b>
4.1 Základní popis Distribuované koordinační funkce	39
4.1.1 Soutěžení o médium	39
4.1.2 Základní model pravděpodobnosti kolize pro DCF	40
4.2 Bianchiho model	41
4.3 Analýza pravděpodobnosti kolize	43
4.4 Pravděpodobnost kolize pro různé velikosti intervalu odpočítávání	47
4.5 Pravděpodobnost kolize uprostřed intervalu odpočítávání ostatních stanic	50
4.5.1 Pravděpodobnost kolize v případě, že je sledována aktuální velikost intervalu odpočítávání pro všechny stanice	50
4.6 Analýza pravděpodobnosti příchodu datové jednotky pro různé datové toky	51
4.6.1 Model provozu Voice over IP	52
4.6.2 Provoz HTTP	53

4.6.3	Ostatní provoz	57
<b>5</b>	<b>Teorie front</b>	<b>59</b>
5.1	Klasifikace systémů front	59
5.2	Systém obsluhy s jednou frontou	61
5.2.1	Poissonovský proces	62
5.2.2	Markovský systém	63
5.2.3	Intenzita provozu	65
<b>6</b>	<b>Nový matematický model Distribuované koordinační funkce</b>	<b>68</b>
6.1	Stanovení intenzity provozu z pravděpodobnosti příchodu datové jednotky na linkovou vrstvu	68
6.2	Model pravděpodobnosti kolize s nižší složitostí (Model A)	69
6.3	Model pravděpodobnosti kolize s větší složitostí (Model B)	70
6.4	Porovnání navržených metod	71
6.4.1	Parametry simulace	71
6.4.2	Výsledky simulace	73
6.5	Zhodnocení	77
<b>7</b>	<b>Testovací platforma</b>	<b>78</b>
7.1	Simulační model Distribuční koordinační funkce pro síť 802.11	78
7.2	Adaptace Network Time Protocol na aplikační vrstvu	79
7.3	Měření časových parametrů v sítích s velkým zpožděním	82
7.4	Ověření algoritmu pro GPRS a interpretace výsledků	84
7.5	Využití algoritmu u bezdrátových sítí	86
<b>8</b>	<b>Závěr</b>	<b>87</b>
	<b>Literatura</b>	<b>89</b>

# 1 Úvod

Do nedávné doby nebylo možné reálně hovořit o plnohodnotném využití multimediálních služeb v mobilních sítích. To bylo z jedné strany dáno relativně vysokými nároky na mobilní koncová zařízení, ať už z pohledu výpočetního výkonu a dostupné paměti a například i kvality a velikosti displejů, ale i z hlediska softwarového vybavení, respektive obtížnosti jeho vývoje. Z druhé strany jsou multimediální služby náročnější na šířku přenosového pásma a u služeb pracujících v reálném čase také na stálost datového toku.

Problém související s hardwarovou stránkou mobilních terminálů postupně ztrácí na významu, neboť díky přirozenému vývoji obsahují tyto přístroje stále výkonnější hardware a větší množství paměti. Také zobrazovací jednotky jsou vytvářeny ve stále vyšší kvalitě, s vyšším rozlišením, lepší čitelností a často i většími rozměry.

Problematika vývoje software pro mobilní zařízení se, díky uvedení platformy JavaME, v posledních letech značně zjednodušuje [1]. Avšak pro dosažení snadné přenositelnosti programového vybavení je zdánlivě možno využívat jen protokoly v platformě nativně obsažené. Naštěstí výzkum v této oblasti prokázal, že to je opravdu jen zdánlivá skutečnost. Prakticky je možné adaptovat na tuto platformu všechny protokoly aplikační vrstvy, které nemají vyšší hardwarové nároky, než je platforma schopna zaručit a které ke správné funkci nepotřebují výpočty s plovoucí řádovou čárkou [2][3].

Oproti platformě JavaME je další možností vývoje software pro mobilní přístroje využití operačního systému. Z nejčastěji využívaných se jedná o Symbian a Windows Mobile. Aplikace vyvinuté pro tyto platformy ale nejsou vzájemně kompatibilní. V dnešní době jsou tyto platformy velkou konkurencí pro JavaME a jsou často využívány u náročnějších a složitějších projektů, jak z pohledu požadavků na systémové prostředky, tak i z hlediska propracovanosti aplikací. Lze předpokládat, že s dalším postupem času bude toto profilování ještě zřejmější. Díky tomu bude software založený na JavaME stále více nasazován tam, kde je zapotřebí opravdu široká univerzálnost. Naopak programy určené pro výše zmíněné operační systémy budou stále více využívány všude tam, kde je zapotřebí implementace složitějších služeb, které požadují vyšší výkon systému.

Požadovaná šířka přenosového pásma závisí na využití aplikaci, ovšem pro využití služeb pracujících v reálném čase je také velmi důležitá doba odezvy. Ta se u spojení GPRS a EDGE pohybuje v řádu stovek milisekund, typická velikost odezvy na příkaz ping je zhruba 600 až 700 ms. Zlepšení nastává až u spojení využívající technologii UMTS, kde je reálné dosažení odezvy v rozmezí 100 až 200 ms. Maximální použitelná odezva pro aplikace pracující v reálném čase je uváděna v hodnotách 200 až

300 ms. Z výše uvedeného vyplývá, že pro služby v reálném čase jsou technologie GPRS a EDGE velmi málo vhodné a UMTS naopak velmi vhodné. Avšak nízké rozšíření technologie UMTS a velmi pomalé budování infrastruktury mobilními operátory má za následek, že GPRS a EDGE budou ještě minimálně několik let silně využívány.

V dnešní době se také projevuje čím dál tím větší konvergence bezdrátových a mobilních sítí. Nové technologie jako WiMAX, navržené nejprve jen pro spojení bod – bod přicházejí s novými verzemi, které podporují mobilní uživatele a nevyžadují přímou viditelnost. Aktuální model přístupové sítě na bázi této technologie předpokládá její využití na páteřní spoje, kdy pro šíření signálu přímo k uživatelům bude využito technologie 802.11, Wi-Fi. Tato kombinace dokáže zaručit vysokorychlostní přístup k internetu i uvnitř budov a místech s hustou zástavbou, stejně jako na otevřených prostranstvích a stává se tak možnou alternativou k sítím UMTS. Spolu se stále více využívanými technologiemi pro provoz hlasových služeb v paketových sítích využívajících IP protokol, Voice over IP (VoIP), a s cenami bazových stanic i vlastní infrastruktury řádově nižšími než u mobilních sítí třetí generace, se pro ně stává kombinace technologií WiMAX a Wi-Fi velmi silnou konkurencí.

Technologie WiMAX disponuje velmi dobře řešeným systémem řízení kvality služeb. Ačkoliv i technologie Wi-Fi prodělala v nedávné době řadu změn, ještě pořád je při kombinovaném řešení nejslabším článkem. Disponuje již sice relativně silnými metodami řízení přístupu k bezdrátovému médium, které podporují řízení kvality služeb, ovšem ty jsou v současné době, hlavně z důvodu kompatibility, využívány jen zřídka.

Cílem této práce je podrobně zmapovat současné metody řízení kvality služeb, které jsou dostupné pro technologii Wi-Fi a navrhnout matematický model nejrozšířenější funkce pro řízení přístupu k bezdrátovému médium, Distribuované koordinační funkce, který si klade za cíl být základem pro budoucí možné optimalizace.

## 2 Dosavadní vývoj

V současné době nejsou v mobilních sítích multimediální služby příliš využívány. Tento fakt je určen více faktory, ať už je to malé rozšíření těchto služeb, jejich vysoká cena nebo nároky na síť, které nejsou v současnosti převážně využívané technologie schopny splnit.

### 2.1 Parametry mobilních technologií používaných v ČR

V České republice je v současnosti využívána celá řada technologií, sloužících pro mobilní přenos dat. Při zavádění mobilních služeb byla nejvíce využívána technologie CSD (Circuit Switched Data). Ta pracovala na podobném principu jako klasické modemy a již v době svého uvedení nebyla pro mobilní datové přenosy příliš vhodná ani dostačující, kdy maximální přenosová rychlost byla 9,6 kbit/s. Relativně brzy byl standard sice upraven a rozšířen na HSCSD (High Speed Circuit Switched Data), který díky pokročilejším metodám kódování a využití více (až čtyř) timeslotů dosahuje maximální přenosové rychlosti až 57,6 kbit/s (14,4 kbit/s · 4)[4][5], ale přesto tato technologie není příliš využívána. Navíc pásmo je nutno rozdělit mezi upload a download, kdy obvyklé rozdělení je tři timesloty pro download a jeden pro upload.

V průběhu času zcela logicky začalo přecházet ze sítí se spojováním okruhů na sítě se spojováním datových jednotek. Proto byl navržen standard GPRS, který tohoto principu využívá. GPRS využívá čtyři typy kódování, označované CS-1 až CS-4 [6][7]. CS-1 je nejbezpečnější kódování, zajišťující jak detekci, tak i korekci chyb. To logicky značí, že data přenášená data budou obsahovat značnou redundanci, což se projeví v dosažené přenosové rychlosti. Kódování CS-2 a CS-3 jsou méně zabezpečené a CS-4 nezajišťuje žádnou korekci a slabou detekci chyb, ovšem nabízí nejširší přenosové pásmo. Rychlosti přenosu dat pro různé typy kódování jsou uvedeny v Tab. 2.1.

**Tab. 2.1.** Přenosové rychlosti pro kanálové kódování.

Kódování	Přenosová rychlost [kb/s]	Uživatelská přenosová rychlost [kb/s]
CS-1	9,05	8,0
CS-2	13,4	12,0
CS-3	15,6	14,4
CS-4	21,4	20,0

Přenosovou rychlostí rozumíme přenosovou rychlost zahrnující přenosové protokoly rádiového média, zatímco uživatelskou rychlostí je šířka pásma, dostupná pro uživatelská data. Uvedené hodnoty platí pro jeden timeslot, při využití čtyř timeslotů pro download a jeden pro upload (GPRS třídy 8) lze dosáhnout uživatelské přenosové rychlosti pro download až 80 kbit/s.

Dalším krokem bylo rozšíření standardu GPRS a zvýšení přenosové rychlosti. Byl proto vytvořen standard EGPRS jako součást skupiny standardů EDGE (Enhanced Data Rates for Global Evolution), který zavádí nové způsoby kódování a navíc podporu modulace 8PSK, díky čemuž lze dosáhnout maximální uživatelské přenosové rychlosti až 59,2 kb/s na jeden timeslot [7]. Zavádění EGPRS není příliš náročné na změny síťové infrastruktury, je pouze nutno upravit transkodér a provést update software stanic BTS (Base Transceiver Station) a také update software BSC (Base Station Controller) a samozřejmě PCU (Packet Control Unit).

Zcela novým přístupem k problému se vyznačuje síť třetí generace, UMTS. V prvních verzích byl IP protokol tunelován přes zařízení sítě pomocí protokolu GTP (GPRS Tunneling Protocol), stejně jako je tomu u GPRS. V pozdějších vydáních (Release 4 a Release 5) je definována možnost využití IP protokolu pro celý systém. UMTS umožňuje využití několika přenosových rychlostí, které jsou určeny místem a rychlostí pohybu mobilní stanice.

**Tab. 2.2.** Maximální přenosové rychlosti UMTS

Přenosová rychlost [kb/s]	Prostředí
144 (základní)	Venkov, předměstí, rychle se pohybující vozidla
384 (rozšířená)	Města, pohybující se vozidla, mimo budovy
2048 (hotspot)	Centra měst, malá rychlost pohybu (chůze), uvnitř budov

## 2.2 Systémy řízení kvality služeb

Pro dosažení dostatečné kvality služeb pracujících v reálném čase, jako je například IP telefonie nebo videokonference, je nutno zajistit těmto službám dostatečnou šířku pásma a také zajistit minimální možné zpoždění a jeho minimální variabilitu. K tomu se využívá několika způsobů řízení, z nichž dva nejdůležitější jsou popsány dále.



## Technologie Diffserv

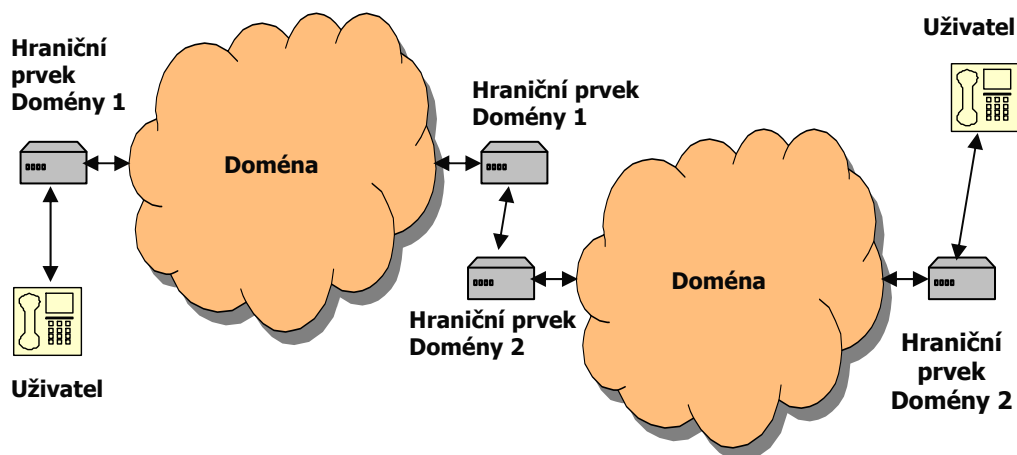
Uzly klasické paketové sítě pro zpracování přicházejících datových jednotek zpravidla využívají princip „First In – First Out“. To znamená, že datová jednotka, která došla do uzlu nejdříve, je také nejdříve zpracována. Zpracované datové jednotky jsou pak předávány do výstupní fronty a postupně odesílány [9].

Pro řízení kvality služeb byla vyvinuta řada řešení, z nichž se nejvíce rozšířila technologie diferencovaných služeb (Differentiated Services – Diffserv). Tato technologie pracuje tak, že provoz rozděljuje do několika tříd. Každá třída má svou vlastní frontu a při odesílání datových jednotek jsou některé třídy upřednostňovány před jinými. Oblasti, ve kterých je zacházení se třídami provozu řízeno stejným způsobem, se nazývají Diffserv doménami (Obr. 2.1). Uzly sítě, které zabezpečují komunikaci s prostředím mimo doménu, se nazývají hraniční. Jejich úkolem je zařadit každou datovou jednotku do příslušné třídy. Uvnitř DiffServ domény se nachází páteřní (core) uzly, které zajišťují datovým jednotkám požadovaný způsob zacházení.

Pokud provoz prochází jen jednou doménou, lze spolehlivě předpokládat chování systému. Nelze ovšem zaručit, že všechny domény jsou nastaveny stejně, protože každý z provozovatelů sítě může považovat za nejdůležitější jiný typ provozu. Proto může nastat problém při vedení hovoru přes domény vlastníků, se kterými není upřednostňování vybraných služeb, např. VoIP provozu, smluvně ošetřeno. Navíc, pokud je pro služby běžící v reálném čase nastavena nejvyšší priorita, což představuje standardní řešení, tak, aby nedošlo k monopolizaci linky, je pro tuto třídu nutno vyhradit striktně omezenou část šířky pásma. Pokud přicházející provoz zařazený do této třídy překročuje přidělenou kapacitu, jsou datové jednotky zahozeny.

Další problém může nastat v případě, pokud jsou na trase přenosu uzly, které nedisponují žádným řízením kvality služeb. Chování takového systému jako celku pak nelze předvídat vůbec.

Je zřejmé, že systém diffserv se velmi hodí pro nasazení v páteřních sítích mobilních operátorů, neboť celá tato síť má stejného vlastníka a ten má nad ní plnou kontrolu.



Obr. 2.1. Diffserv domény

### Technologie Intserv

Technologie Intserv přistupuje k řešení problému řízení kvality služeb jiným způsobem. Zatímco Diffserv rozděluje veškeré přenášené datové jednotky do tříd a podle toho s nimi zachází, Intserv pracuje na principu rezervace pásma. Rezervace síťových prostředků je iniciována aplikací a rezervaci potvrzují (příp. odmítnou) všechny síťové uzly na trase mezi zdrojovým a cílovým uzlem. Pro rezervaci prostředků je využit protokol Resource Reservation Protocol – RSVP.

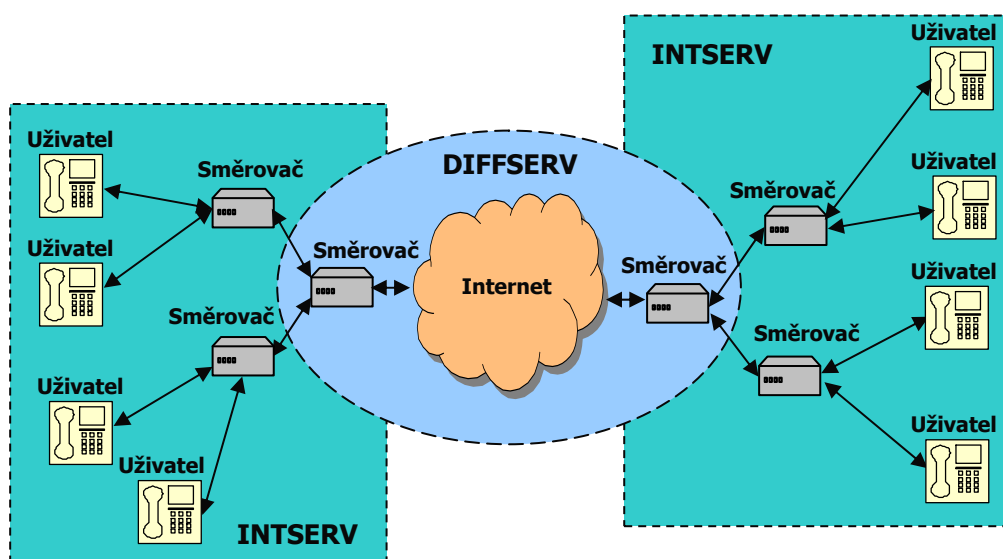
Jestliže je nutno na trase překlenout uzly, které nepodporují technologii Intserv, je protokol RSVP přes tyto prvky sítě protunelován. Rezervaci je nutno provádět pro každý směr komunikace zvlášť.

Řízení kvality služeb pomocí Intserv není vhodné pro nasazení v sítích s velkým provozem, protože silně zatěžuje síťové prvky. Proto se využívá hlavně v přístupových sítích.

### Praktické nasazení

V praxi lze nejlepších výsledků dosáhnout kombinací služeb Diffserv a Intserv, kdy Diffserv se využívá v páteřních sítích a Intserv v přístupových (Obr. 2.2)

U mobilních sítí je tedy vhodné ve vlastní síti operátora využít službu Diffserv, kdežto pro řízení kvality služeb mezi koncovými uzly komunikace Intserv, kdy protokol RSVP bude přes síť, využívající Diffserv, protunelován.



Obr. 2.2. Kombinace služeb diffserv a intserv

## 2.3 Systém řízení kvality služeb v sítích GPRS

Řízení kvality služeb je u GPRS zajištěno zařazením provozu do několika tříd, obdobně jako je tomu u Diffserv (viz. Tab. 2.3). Je ovšem zřejmé, že toto rozlišení je příliš hrubé a svými parametry nemůže zaručit uspokojivou funkčnost služeb v reálném čase, protože například u Voice over IP je uváděna [10][11] maximální hodnota zpoždění 300ms. Hodnoty variability zpoždění (jitter), která je u služeb v reálném čase snad ještě důležitější, již nejsou definovány vůbec.

Tab. 2.3. Třídy zpoždění GPRS

Třída zpoždění	Zpoždění (max. hodnoty)			
	Velikost datové jednotky:128 B		Velikost datové jednotky:1024 B	
	Střední zpoždění [s]	95% zpoždění [s]	Střední zpoždění [s]	95% zpoždění [s]
1. (Predictive)	< 0,5	< 1,5	< 2	< 7
2. (Predictive)	< 5	< 25	< 15	< 75
3. (Predictive)	< 50	< 250	< 75	< 375
4. (Best Effort)	Nespecifikováno			

## 2.4 Systém řízení kvality služeb v sítích UMTS

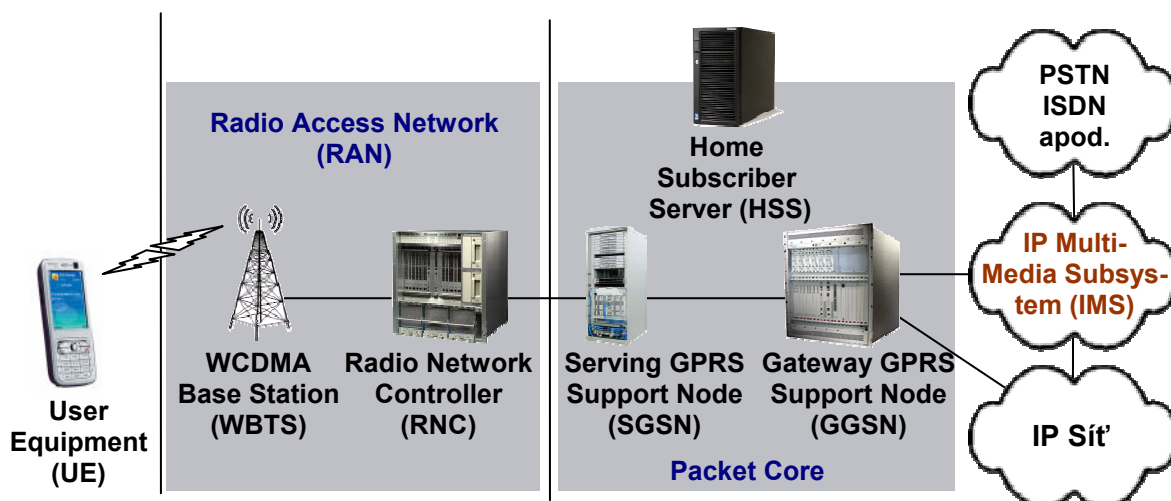
Pro síť UMTS jsou definovány čtyři základní třídy Řízení kvality služeb (Quality of Services, QoS), jak je zobrazeno v Tab. 2.4. Parametry nejsou sice definovány absolutními hodnotami, ovšem i tak lze říci, že pro služby v reálném čase jsou použitelné první dvě třídy.

**Tab. 2.4.** Třídy QoS v UMTS

Jméno	Zpoždění	Využití vyrovnávací paměti (buffer)	Pracovní mód	Šířka pásma
<b>Conversational</b>	minimální, pevné	zakázáno	symetrický	garantovaná
<b>Streaming</b>	minimálně variabilní	povoleno	asymetrický	garantovaná
<b>Interactive</b>	středně variabilní	povoleno	asymetrický	negarantovaná
<b>Background</b>	velmi variabilní	povoleno	asymetrický	negarantovaná

Pro zajištění kvality služeb po celé trase, kdy jeden z koncových uzlů je například mobilní přístroj a druhým jiný uživatel v odlišné síti, není tento model příliš vhodný, protože nezaručuje kvalitu služeb End-to-End, tedy od zdroje až k cíli. Pro takovýto přístup je mnohem vhodnější, aby celá komunikace probíhala v rámci jednoho typu sítě.

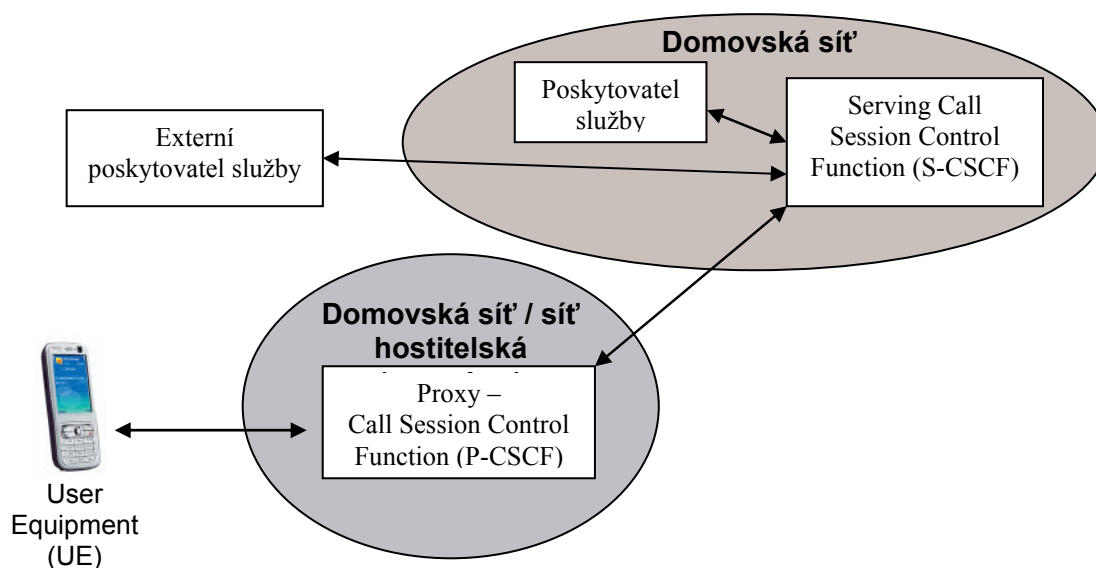
Ve starších verzích (Release 99, Release 4) využívá systém UMTS oddělené prvky pro hlasové a paketově orientované služby. U Release 5 přichází sjednocení celé přístupové i páteřní sítě a celá síť pracuje na bázi IP, případně z důvodů zpětné kompatibility i ATM. Hlasová služba již není realizována pomocí GSM, ale v souladu se současnými trendy [11] využívá Voice Over IP. V této verzi jsou tedy všechny klasické telekomunikační protokoly eliminovány a celá síť kompletně využívá IP protokol. Proto lze v celé síti využít řízení kvality služeb založené na IP, kdy páteřní síť využívá řízení typu Diffserv a lze také zajistit End-to-End kvalitu služeb, nejčastěji s využitím Intserv.



Obr. 2.3. Návrh systému UMTS Release 5

## 2.5 IP Multimedia Subsystem

Z Obr. 2.3 je zřejmé, že klasická telefonní služba je již v návrhu UMTS Release 5 (a vyšší) eliminována a nahrazena IP řešením. Byl zaveden nový prvek sítě, IP multimediální Subsystem, IP Multimedia Subsystem (IMS) [12], zodpovědný za řízení multimediálních služeb, jako je IP telefonie, videokonference, video on demand nebo audio on demand. Při návrhu systému byl kladen důraz na co největší využití standardů Internet Engineering Task Force (IETF) tak, aby se svou funkcí a principy všechny mobilní služby co nejvíce přiblížily klasickým službám IP sítí. Při vývoji byl také kladen značný důraz na možnosti roamingu, kdy je využito principu obdobného tomu, který se již v praxi používá u klasických mobilních sítí. Při připojení k příslušné síti je buď uživatel obsluhován přímo, je-li v síti vlastní, pokud ne, je signalizace vedena přes příslušné Proxy Call Session Control Function (P-CSCF) a domovské Serving Call Session Control Function (S-CSCF). Příslušná data jsou již přenášena nejvhodnější trasou, jak je vidět na Obr. 2.4[12].



**Obr. 2.4.** Signalizace IMS

Z něj je také zřejmé, že poskytovatel služby může být příslušný k domovské síti, hostitelské síti nebo být zcela samostatnou jednotkou.

Ve chvíli, kdy bude IMS k dispozici u mobilních i pevných operátorů, bude možnost jednotně řídit komunikaci mezi mobilními i pevnými uživateli. Další předností je již opravdová konvergence datových sítí, kdy lze pomocí IMS zajistit roaming nejen mezi mobilními sítěmi navzájem, ale stejně i mezi sítí mobilní a pevnou. Pro řízení služeb poskytovaných tímto uzlem je využito signalizačního protokolu SIP[90], díky čemuž se jedná o do značné míry univerzální řešení.

Pro výzkumné účely je v současné době k dispozici řešení Open IMS Core, vyvinuté na Berlínské Technické Univerzitě[14]. To umožňuje hlubší pochopení celé problematiky a testování vlastních postupů a algoritmů, včetně možností nového přístupu, což by bylo při využití komerčních aplikací velmi obtížné a nákladné. Pro testování na mobilních přístrojích lze v současné době nejlépe využít některé mobilní přístroje Nokia, které již obsahují Aplikační programovací rozhraní, Application Programming Interface, API, podporující platformu JavaME [1][2] podporující protokol SIP, díky čemuž je vývoj potřebných klientů zjednodušený, i když stále dosti obtížný.

### **3 Bezdrátová síť standardu 802.11 a mechanismy přístupu k médiu**

Bezdrátové sítě standardu IEEE 802.11 jsou spíše známy pod pojmem Wi-Fi, Wireless Fidelity, Bezdrátová věrnost. Jedná se o standard, popisující linkovou a fyzickou vrstvu. Prvotní myšlenka při vzniku technologie Wi-Fi byla nahradit nemotorné a málo flexibilní kabelové rozvody v budovách. Časem se ukázalo, že ač se jedná o velmi perspektivní službu, přeci jen kvůli nízké rychlosti a také nižší spolehlivosti nedokáže kabely nikdy zcela nahradit. Stala se z ní ovšem velmi dobrá alternativa hlavně pro mobilní uživatele, kteří díky tomu nemusí být omezeni dosahem kabelů.

V dnešní době se v řadě případů využívá Wi-Fi sítě za zcela jiným účelem, než na jaký byly navrženy. Velmi často se totiž používají pro připojení domácností nebo i firem k síti Internet. S tím souvisí nasazování Wi-Fi při budování venkovních spojů, přičemž pro tento způsob využití nebyla tato technologie nikdy určena. Primární důvody jsou důvody cenové, protože díky velkému rozšíření se běžné ceny hardware pohybují řádově níže, než u sofistikovanějších řešení jako je například standard 802.16, WiMAX.

#### **3.1 Způsob řízení bezdrátových přístupových sítí**

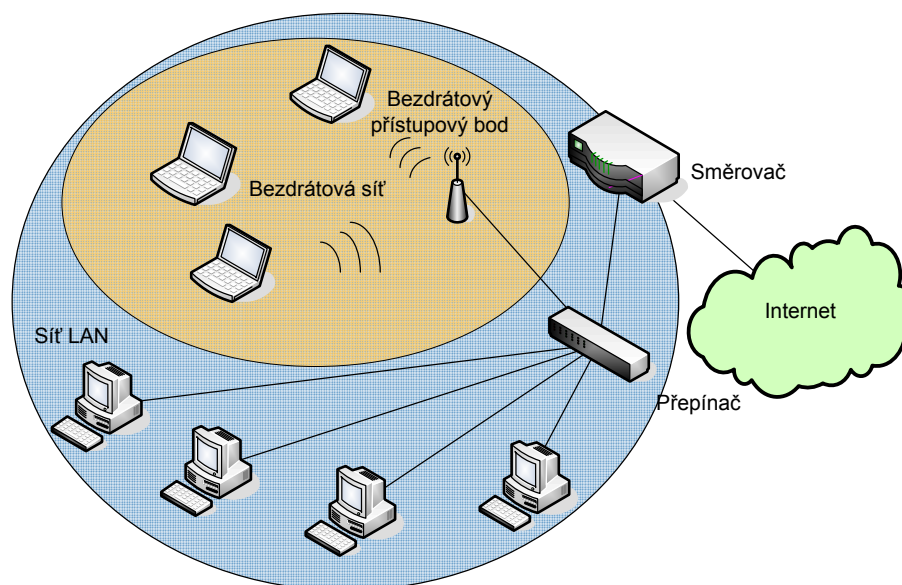
Při popisu způsobu řízení přístupových bezdrátových sítí standardu 802.11 rozlišujeme tři základní sady služeb.

##### **3.1.1 Základní sada služeb**

Základní sada služeb, Basic Service Set (BSS), definuje klíčové komponenty bezdrátové sítě. V případě této sady se jedná o přístupový bod a bezdrátové klienty, kteří se k němu připojují. V případě základní sady služeb je celá síť tvořena pouze jedním přístupovým bodem, který zprostředkovává připojení do drátové sítě (viz Obr. 3.1). V tomto případě funguje bezdrátový přístupový bod nejčastěji pouze jako most, který spojuje dvě odlišné technologie fyzické a linkové vrstvy. Jak je jasné i z obrázku, princip jeho funkce se v takovém případě blíží prepínači.

Dnes prodávané přístupové body, které podporují základní sadu služeb, velmi často obsahují také podporu vyšších vrstev. Částečně z důvodu jednoduché správy, ale také proto, že většina z nich dokáže zastat i funkci směrovače.

U Základní sady služeb musí být všechna data přenášena přes přístupový bod. Přímá komunikace mezi bezdrátovými klienty je zapovězena.

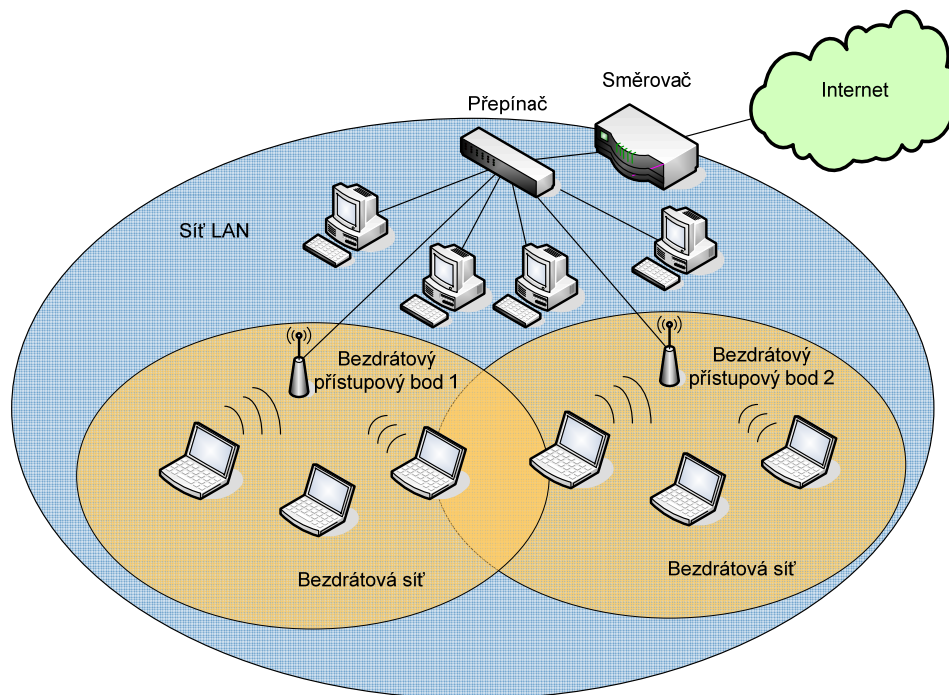


**Obr. 3.1:** Základní sada služeb

### 3.1.2 Rozšířená sada služeb

Jak již napovídá název, Rozšířená sada služeb, Extended Service Set (ESS), rozšiřuje možnosti BSS. Velkým omezením základní sady služeb je omezení dosahu bezdrátové sítě, a prakticky i počtu klientů, vazbou na jeden přístupový bod. Rozšířená sada služeb oproti tomu předpokládá celý systém přístupových bodů, které jsou řízeny blíže nspecifikovaným způsobem. Technologii řízení norma 802.11 nepopisuje. Není definován ani způsob, kterým jsou jednotlivé přístupové body propojeny. Může se tedy jednat jak o pevnou síť, tak i o síť bezdrátovou. Stejně jako u základní sady služeb nejsou povoleny přenosy dat přímo mezi jednotlivými bezdrátovými klienty.

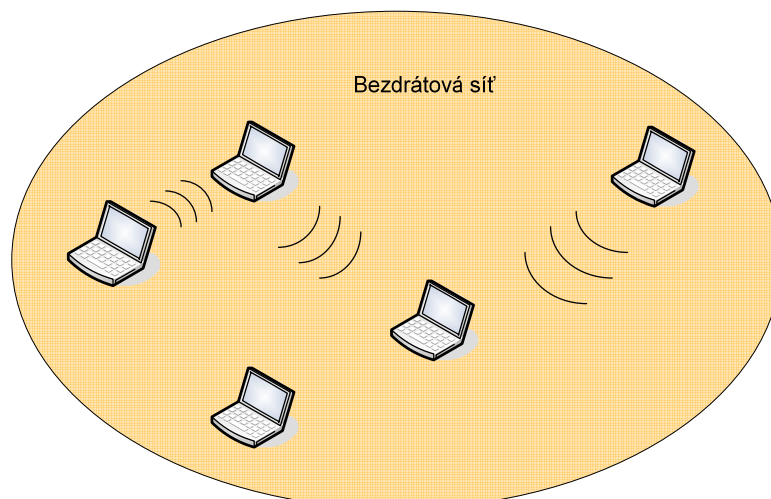




**Obr. 3.2:** Rozšířená sada služeb

### 3.1.3 Nezávislá sada služeb

Nezávislá sada služeb, Independent Service Set (ISS), na rozdíl od základní a rozšířené sady služeb nevyžaduje pro svou funkčnost přítomnost přístupového bodu. Neexistuje žádný centrální ani řídicí prvek a klienti v takovéto síti komunikují přímo mezi sebou, případně přes ostatní klienty. Tyto sítě se také nazývají Ad-Hoc sítěmi.



**Obr. 3.3:** Nezávislá sada služeb

## 3.2 Identifikátor sítě, autentizace, dělení frekvenčního pásma

Jelikož je zcela běžné, že v jedné lokalitě je najednou provozováno více nezávislých bezdrátových sítí, je třeba zajistit jednoduchý způsob identifikace sítě a také příslušné mechanismy zajišťující autentizaci.

### 3.2.1 Identifikátor sítě

Proto přístupový bod vysílá v předem daných intervalech rámeček Beacon obsahující řadu informací o síti. Interval, v jakém je rámeček Beacon vysílán, není ve standardu [16] přesně specifikován a záleží tedy na implementaci výrobce. Rámeček Beacon zajišťuje nejen identifikaci sítě, ale poskytuje také veškeré další potřebné informace o síti, jako je použitá technologie, podporované rychlosti přenosu, mimo jiné také parametr Service Set Identifier (SSID). Element SSID je tvořen dvěma částmi v délce jednoho oktetu. Identifikátorem elementu a údajem o jeho celkové délce. Dále následuje samotné SSID, jehož délka může nabývat hodnoty 0 – 32 oktětů (viz Obr. 3.4).



**Obr. 3.4:** Element SSID [16]

Pokud je vyžadováno, aby bezdrátová stanice náležela do podsítě přístupového bodu, je třeba, aby své SSID nastavila na stejnou hodnotu, jako přístupový bod.

### 3.2.2 Proces autentizace a asociace

Jen pouhé nastavení SSID nestačí. Je také třeba, aby byla přístupovým bodem ověřena identita bezdrátového klienta (proces autentizace) a po jejím ověření byl bezdrátový klient připojen do sítě (proces asociace).

#### System otevřené autentizace

Nejjednodušším způsobem autentizace je tzv. System otevřené autentizace (Open System Authentication). Pro úspěšné uzavření celého postupu stačí výměna pouhých dvou rámců mezi přístupovým bodem a bezdrátovým klientem. Klient zašle přístupovému bodu žádost o autentizaci, která obsahuje informace zobrazené v Tab. 3.1.

**Tab. 3.1:** Systém otevřené autentizace, rámeček č. 1

Kořenová položka	Subpoložka	Hodnota
Typ zprávy	Management	-
Podtyp zprávy	Autentizace	-
Informační element	Identifikátor autentizačního algoritmu	Systém otevřené autentizace
	Identifikátor bezdrátového klientu	Station Address – MAC adresa
	Pořadové číslo autentizační sekvence	1
	Upřesňující údaje autentizačního algoritmu	Prázdné pole

Po vyžádání autentizace následuje odpověď, jejíž složení přibližuje Tab. 3.2.

**Tab. 3.2:** Systém otevřené autentizace, rámeček č. 2

Kořenová položka	Subpoložka	Hodnota
Typ zprávy	Management	-
Podtyp zprávy	Autentizace	-
Informační element	Identifikátor autentizačního algoritmu	Systém otevřené autentizace
	Pořadové číslo autentizační sekvence	2
	Upřesňující údaje autentizačního algoritmu	Prázdné pole
	Výsledek autentizačního procesu	Stavový kód

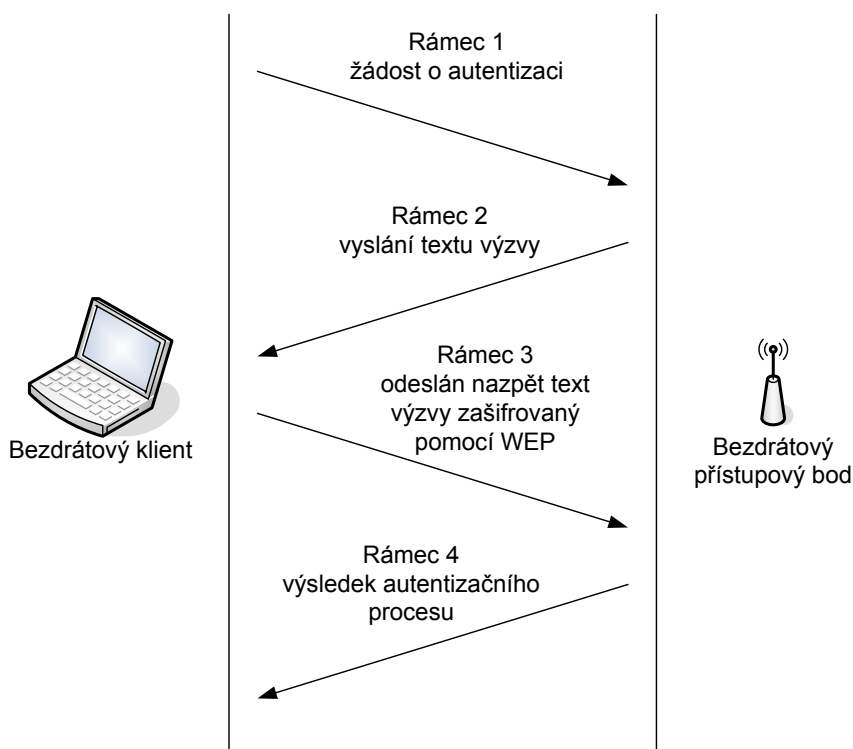
Jak lze vyvodit z výše uvedeného, Systém otevřené autentizace neposkytuje žádnou formu zabezpečení, k takovéto bezdrátové síti se tedy může připojit jakékoliv zařízení. Tento systém je často používán u veřejných přístupových bodů, jako jsou nádražní haly, hotely, letiště nebo restaurace, případně internetové kavárny. Přesto poskytuje větší zabezpečení než další systém, Systém autentizace sdíleným klíčem.

### Systém autentizace sdíleným klíčem

Při autentizaci pomocí sdíleného klíče (Shared Key Authentication) hrozí velká bezpečnostní rizika, proto je jeho používání silně nedoporučováno. Může být použit v případě, že je využito zabezpečení komunikace pomocí šifrovací metody nazývané (volně přeloženo) Bezpečí obdobné drátovému spojení, anglicky Wired Equivalent

Privacy (WEP). Ta je v dnešní době již víceméně překonána, neboť je, kvůli krátkému klíči, málo odolná proti útokům hrubou silou.

Systém autentizace se sdíleným klíčem pracuje na předpokladu, že pokud disponuje bezdrátový klient stejným klíčem šifrovacího algoritmu WEP jako bezdrátový přístupový bod, je identita klienta dostatečně ověřena. Samotný proces autentizace je ilustrován na Obr. 3.5. Nejprve je bezdrátovým klientem zaslána bezdrátovému přístupovému bodu žádost o autentizaci. Pokud může autentizační proces úspěšně pokračovat, odpověď obsahuje tzv. text výzvy (challenge text), který je zaslán v nezašifrovaném stavu. Bezdrátový klient zahrne tento text do rámce s odpovědí (Rámec č. 3) a celý tento rámec dále zašifruje algoritmem WEP. Přístupový bod se pokusí příchozí rámec dešifrovat. Pokud se mu to podaří a text výzvy je po dešifrování shodný s textem zasláným, pokládá autentizační proces za úspěšný a v tomto smyslu také odpoví bezdrátovému klientu.



**Obr. 3.5:** Autentizace se sdíleným klíčem

Ač by se mohlo zdát, že systém autentizace se sdíleným klíčem poskytuje dostatečné zabezpečení, není tomu tak. Potenciálnímu útočníkovi totiž poskytuje totožnou sekvenci znaků v zašifrované i nezašifrované podobě. To jen zvyšuje riziko prolomení již tak velmi málo bezpečné šifry.

Na druhou stranu lze ovšem šifrovací algoritmus WEP poměrně snadno prolomit útokem hrubou silou, a to za velmi krátkou dobu, v řádech desítek sekund až minut

[19]. Případné využití Systému autentizace se sdíleným klíčem tedy sice riziko zvyšuje, ale to je již tak vysoké, že další jeho zvýšení by vedlo pouze k dalšímu zkrácení již tak velmi krátkého časového intervalu, nutného k prolomení šifry.

### **Další možnosti autentizace**

Kvůli nulovému zabezpečení Systému otevřené autentizace a bezpečnostních rizik, které vyplývají z využití Systému autentizace sdíleným klíčem, byly vypracovány nové techniky, které tento proces činí bezpečnějším. Pokud je nutné využití zastaralých technologií, bývá nejčastěji využit Systém otevřené autentizace spolu s šifrováním WEP. To zabezpečí síť alespoň proti laickým průnikům. V kombinaci s filtrováním bezdrátových klientů pomocí seznamu jejich povolených adres (jedná se o MAC adresy) se zabezpečení mírně zvýší, ovšem nic nebrání útočnickovi vydávat se za bezdrátového klienta s oprávněním, pokud jeho MAC adresu zneužije.

V dnešní době je využíváno zabezpečení nazývané Chráněný přístup k Wi-Fi, Wi-Fi Protected Access, WPA. WPA je v současné době k dispozici ve své druhé verzi (WPA2) a je standardizováno pomocí vylepšení normy 802.11, s identifikací 802.11i. Tyto mechanismy zabezpečení jsou často využity spolu se serverem Radius (802.1X) nebo Diameter.

### **Proces asociace**

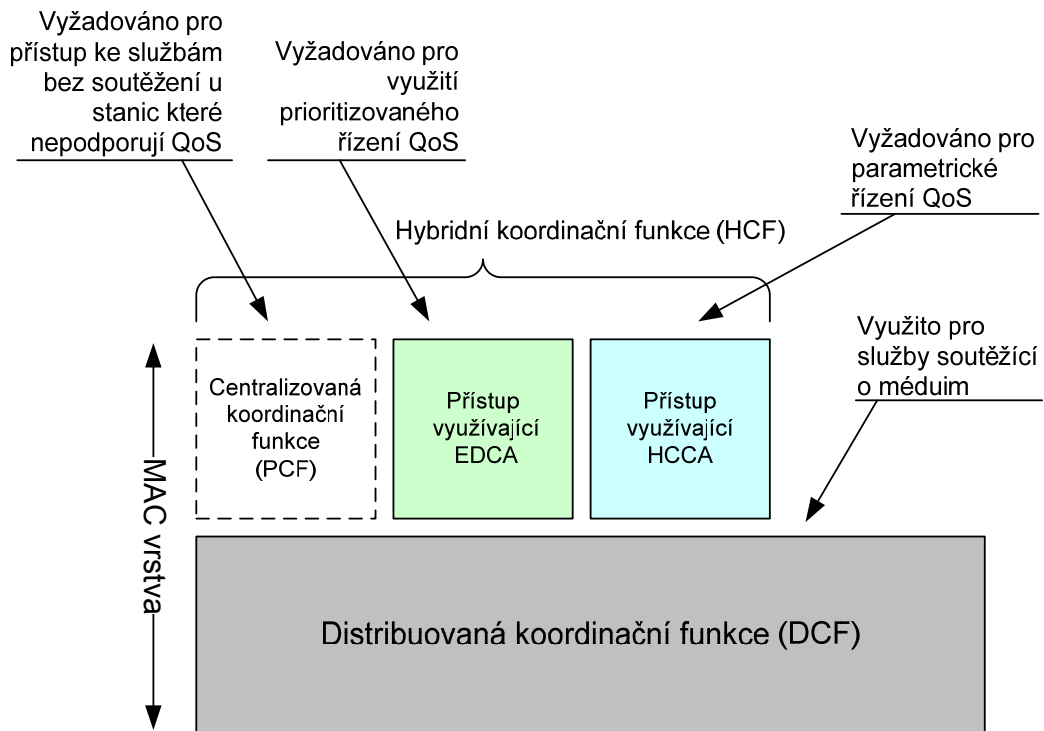
Ve chvíli, kdy je bezdrátový klient autentizován, je nutno jej dále přiřadit do sítě. K tomu slouží proces asociace. Během procesu asociace jsou bezdrátovému klientu sděleny základní informace o bezdrátovém přístupovém bodu, jako jsou použité technologie na fyzické vrstvě, podpora systémů QoS, možnosti řízení spotřeby a další. Jeden bezdrátový klient může být současně asociován s více přístupovými body, což velmi usnadňuje mobilitu.

## **3.3 Způsoby přístupu k bezdrátovému médiu**

V případě, že je již bezdrátový klient asociován s přístupovým bodem, je připraven na vysílání a přijímání dat z konkrétní bezdrátové sítě. Jelikož bezdrátové sítě pracují se sdíleným médiem a v jedné bezdrátové síti mohou být až desítky stanic, je bezpodmínečně nutné zajistit řízení přístupu k tomuto médiu.

Norma 802.11[16] definuje několik způsobů přístupu k bezdrátovému médiu. První metody neobsahovaly téměř žádné algoritmy, které by zajistily upřednostnění služeb, které to vyžadují. Metody přístupu k médiu se ale postupně vyvíjely a největších změn se dostalo při uzavření specifikace ve verzi 802.11e, která přidává ke stávajícím

metodám další tak, aby co nejlépe vyhověly moderním požadavkům na řízení kvality služeb. Složení přístupových mechanismů je zobrazeno na Obr. 3.6.



Obr. 3.6: Mechanismy přístupu k médiu na MAC vrstvě [16]

### 3.4 Distribuovaná koordinační funkce (Distributed Coordination Function – DCF)

Tuto koordinační funkci musí povinně podporovat všechny stanice. Používá řízení přístupu založené na metodě Mnohonásobného přístupu s detekcí nosné a detekcí kolizí, Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA / CD) nebo Mnohonásobného přístupu s detekcí nosné a vyhýbáním se kolizím, Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance (CSMA / CA). Pro zvýšení spolehlivosti disponuje Distribuovaná koordinační funkce potvrzování došlých zpráv. Pro vylepšení řízení přístupu mohou zprávy obsahovat informaci, která udává, po jakou dobu bude ještě stanice obsazovat přenosové médium [1][16][17].

Distribuovaná koordinační funkce pracuje při přístupu k médiu s tzv. oknem soutěžení, Contention Window. Jeho velikost je pro každou stanici a třídu provozu dáno intervalem  $CW_{min}$  a  $CW_{max}$ . Jedná se tedy o minimální a maximální hodnoty, kterých může velikost okna dosáhnout. Pokud má stanice data k odeslání, detekuje, zda je médium volné. Pokud ano, vygeneruje náhodné číslo v intervalu  $<0, w - 1>$ , kdy  $w$  je rovno  $CW_{min}$ . Poté začne od tohoto čísla odpočítávat. Během celého odpočtu neustále kontroluje, zda je médium volné. Pokud není, odpočítávání je zastaveno [16].

Pro lepší využití přenosového pásma a zmenšení pravděpodobnosti kolizí je veškerý čas rozdělen na diskrétní úseky. Ať již se jedná o mezirámcové mezery nebo časové úseky (timeslots) využité pro zasílání dat. Jak již bylo řečeno, při prvním pokusu o vysílání je voleno náhodné číslo z intervalu  $\langle 0, w \rangle$ , kdy  $w = CW_{\min}$ . V případě, že je dvěma nebo více stanicemi zvolena stejná hodnota, díky rozdělení úseku na sloty dojde ke shodnému odpočtu a následně ke kolizi. Kolize je detekována a řešena algoritmem, který přerušuje vysílání a následně generuje tzv. backoff interval. Opět je zvoleno nové náhodné číslo, tentokrát však z většího intervalu, kdy  $w = 2^n CW_{\min}$  a  $n$  udává počet předchozích neúspěšných pokusů. Hodnota  $w$  může růst až k hodnotě  $CW_{\max}$ . Odpočítávání poté pokračuje stejným způsobem.

Další problém, se kterým se lze u využití této přístupové metody setkat, je *problém skrytého uzlu*. Pokud je vyžadována komunikace bezdrátové stanice s centrálním přístupovým bodem, je nutno zaručit dostatečnou kvalitu signálu. Při komunikaci s ostatními bezdrátovými klienty, připojenými ke stejnému přístupovému bodu, jsou data vedena také přes něj. Z uvedeného vyplývá, že pro zcela dostupnou síť není nutné, aby existovalo dostatečně kvalitní spojení i mezi jednotlivými klienty. Původní filozofie standardu 802.11 počítala s využitím převážně v místnostech a budovách, kde je pravděpodobnost, že bezdrátové stanice budou schopny detekovat případné obsazení média jednou z nich, velmi vysoká. V situacích, kdy je technologie standardu 802.11, často za využití směrových antén, použita také pro venkovní bezdrátové spoje, nelze zaručit, že stanice bude detekovat obsazené médium ve chvíli, kdy vysílá stanice jiná. Tento problém tedy nastává ve chvíli, kdy jsou od sebe klientské stanice natolik vzdáleny, že pro vysoký útlum nebo silnou směrovost vysílaného signálu, nejsou ostatní stanice schopny detekovat, že je médium obsazené a zahájí vysílání, což pochopitelně vede ke kolizím.

Problém skrytého uzlu je u Distribuované koordinační funkce řešen pomocí mechanismu zvaného RTS/CTS (Request to Send, Clear to Send), kdy si každá stanice vyžádá před vysláním datového rámce od přístupového bodu povolení k vysílání a data odvysílá až po následném potvrzení. Rámce zabezpečující funkčnost tohoto mechanismu jsou ve srovnání s datovými rámci velmi malé, a proto je riziko jejich kolize podstatně nižší.

Distribuovaná koordinační funkce neobsahuje žádný mechanismus pro prioritizaci přístupu k médiu. Všechny stanice, které jsou do bezdrátové sítě připojeny, soutěží o médium se stejnými vstupními podmínkami. Jedinou možností řízení kvality služeb je upřednostnění některých datových jednotek na úrovni jednotlivých klientských zařízení, to však nemůže zajistit jejich prioritizaci při přístupu k bezdrátovému médiu.

### 3.5 Hybridní koordinační funkce (Hybrid Coordination Function – HCF)

Hybridní koordinační funkce HCF zavádí oproti Distribuované koordinační funkci několik nových mechanismů, které zabezpečují ať už spravedlivější přístup k bezdrátovému médiu pro všechny stanice, nebo naopak zajišťují upřednostnění jednotlivých typů provozu před jinými. HCF podporuje práci v režimu soutěžení o médium, kde využívá mechanismus nazývaný Rozšířený přístup k distribuovanému kanálu, Enhanced Distributed Channel Access (EDCA). Stejně tak podporuje i práci v režimu bez soutěžení, kde je využit mechanismus nazývaný Přístup ke kanálu kontrolovaný Hybridní koordinační funkcí, HCF Controlled Channel Access (HCCA), případně Centralizovaná koordinační funkce, Point Coordination Function (PCF). Každá z připojených stanic může využít jeden z výše uvedených způsobů řízení komunikace, samozřejmě pouze za podpory přístupového bodu.

#### 3.5.1 Centralizovaná koordinační funkce

Centralizovaná koordinační funkce neumožňuje upřednostnění jednoho typu provozu před jiným, ale na druhou stranu spravedlivě rozděluje přenosové pásmo mezi jednotlivé stanice. Na rozdíl od ostatních přístupových metod se nejedná o náhodnou metodu. Pracuje s centrálně řízeným přístupem. To znamená, že centrální řídicí prvek přiděluje pásmo jednotlivým stanicím podle vlastního uvážení. Využívá kratší mezirámcovou mezeru než ostatní přístupové metody, a díky tomu má před nimi prioritu.

Během intervalu bez soutěžení se centrální řídicí prvek postupně dotazuje jednotlivých stanic, zda mají data k odvysílání. Takto postupuje seznamem všech stanic, což zajistí, že každá ze stanic dostane šanci odeslat svá data.

Přístup, se kterým pracuje Centralizovaná koordinační funkce, na jednu stranu snižuje maximální dostupnou šířku pásma pro každou stanicí. Pokud by byla odmyšlena režie, má každá z  $n$  stanic k dispozici maximálně pouze  $\frac{1}{n}$  z celkové šířky pásma. Na druhou stranu ovšem Centralizovaná koordinační funkce zajišťuje odesílání dat v přesně známých intervalech, což má pozitivní vliv na datové toky vyžadující přesnou synchronizaci, případně dodržení přesných časových parametrů. Navíc díky centralizovanému řízení zcela odpadá problém skrytého uzlu.

Využití PCF je v praxi velmi zřídka. Téměř žádný z výrobců bezdrátových zařízení její podporu do svých produktů neimplementuje. Navíc je ve standardu 802.11 popsána relativně volně, proto by pro její bezproblémovou funkčnost bylo zřejmě zapotřebí použít přístupový bod i klientské zařízení stejného výrobce.



Centralizovaná koordinační funkce lze použít u sítí s BSS i ESS. Centralizovaná koordinační funkce měla být odpovědí na nedostatky DCF a pracuje na principu, který se spíše používá u propracovanějších sítí, jako je WiMAX nebo síť GSM. Vychází ze základní myšlenky, že řízení celé sítě přebírá centrální řídicí prvek, u Wi-Fi přístupový bod. Nevýhodou tohoto přístupu je nemožnost využití u Ad-Hoc sítí.

### 3.5.2 Mechanismus EDCA

Jak již vyplývá z předchozího a také bude objasněno dále, Distribuční koordinační funkce neobsahuje žádné nástroje pro řízení datového toku. Při použití DCF tedy nelze upřednostnit jeden typ provozu před jiným. Za tímto účelem byl v rámci Hybridní koordinační funkce vytvořen mechanismus Rozšířený přístup k distribuovanému kanálu. Zavádí pravděpodobnostní prioritní mechanismus pro alokaci šířky pásma na základě kategorií provozu. Každá stanice může mít až čtyři Kategorie provozu, Access Category (AC) na podporu osmi úrovní Uživatelské priority, User Priority, UP. Tab. 3.3. naznačuje mapování priorit na kategorie přístupu, odpovídající jedné ze čtyř vysílacích front, které jsou odbavovány právě podle své priority. AC\_BK určuje kategorii provozu na pozadí, Access Category – Background, AC\_BE odpovídá provozu best effort, Access Category – Best Effort, AC\_VI je určeno pro přenos videa, Access Category – Video, a do kategorie AC\_VO je zařazen hlasový provoz, Access Category – Voice. Pro úplnost je tabulka doplněna také odpovídajícími třídami provozu podle normy 802.1D. Vysílání stanic, které nepodporují QoS, je automaticky řazeno do kategorie „best effort“.

**Tab. 3.3:** Vztah mezi user priority u normy 802.1D a „Access category“ normy 802.11 [16]

Priorita	User Priority	802.1D	AC	Určení
Nejnižší	1	BK	AC_BK	Provoz na pozadí
	2	-	AC_BK	Provoz na pozadí
	0	BE	AC_BE	Best Effort
	3	EE	AC_BE	Best Effort
	4	CL	AC_VI	Video
	5	VI	AC_VI	Video
Nejvyšší	6	VO	AC_VO	Hlas
	7	NC	AC_VO	Hlas

Každá stanice může vysílat, jakmile je médium volné, po intervalu čekání, který ovšem odpovídá dané kategorii provozu. Tento interval je nazýván Arbitrážní mezirámcová mezera, Arbitration Interframe Space (AIFS)[18] a bude blíže popsána v následujícím textu. Její velikost není pevná, ale odpovídá prioritě jednotlivých kategorií provozu. Stejným způsobem je ovlivněna také velikost  $CW_{min}$  a  $CW_{max}$ , která taktéž není pro všechny kategorie provozu shodná. Vztah mezi jednotlivými kategoriemi přístupu, velikostí  $CW_{min}$ ,  $CW_{max}$  a velikostí  $AIFS$  je přehledně zobrazena v Tab. 3.4.

**Tab. 3.4:** Hodnoty  $CW_{min}$   $CW_{max}$  a  $AIFS$  pro jednotlivé kategorie provozu [16]

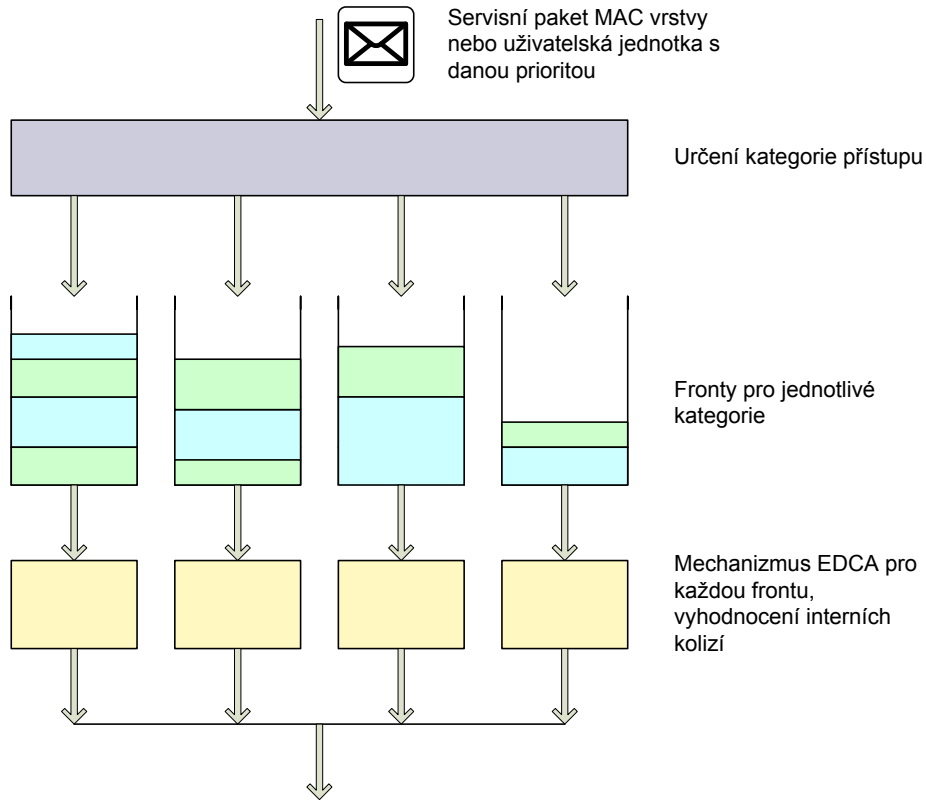
AC	$CW_{min}$	$CW_{max}$	AIFS
AC_BK	$aCW_{min}$	$aCW_{max}$	7
AC_BE	$aCW_{min}$	$aCW_{max}$	3
AC_VI	$(aCW_{min} + 1) / 2 - 1$	$aCW_{min}$	2
AC_VO	$(aCW_{min} + 1) / 4 - 1$	$(aCW_{min} + 1) / 2 - 1$	2

Mechanismus EDCA zprostředkovává diferencovaný, distribuovaný přístup k bezdrátovému médium již na úrovni jednotlivých bezdrátových stanic. Jak již bylo řečeno výše, provoz je rozdělen pomocí osmi stupňů uživatelské priority (User Priority – UP). Mechanismus rozšiřuje použití distribuované koordinační funkce tak, aby odpovídala potřebám mechanismů pro zajištění kvality služeb a dokázala zprostředkovat řízení přístupu nejen v rámci bezdrátového prostředí, ale i při interních kolizích mezi jednotlivými rámci v bezdrátové stanici.

Pro každou kategorii přístupu proto existuje vylepšená varianta DCF, nazývaná Vylepšená funkce přístupu k distribuovanému kanálu, Enhanced Distributed Channel Access Function (EDCAF). Parametry této funkce získá stanice od přístupového bodu, nebo pokud přístupový bod parametry neposkytuje, využije výchozí nastavení. Parametry jsou většinou vyčítány z databáze nazývané Informační databáze správy, Management Information Base (MIB), a to jak na straně přístupového bodu, tak na straně stanice. Minimální interval, po který stanice vyčkává, není konstantní jako u DIFS, ale jedná se o proměnnou, jejíž hodnota je taktéž uložena v databázi MIB. Je to již výše zmíněný interval AIFS. Totéž platí pro parametry  $CW_{min}$  a  $CW_{max}$ . Jestliže dojde ke kolizi rámců patřících do různých kategorií přístupu přímo ve stanici, právo na přístup k médium dostane rámec spadající do vyšší kategorie. S rámcem, patřícím do kategorie nižší, bude zacházeno stejně, jako by došlo ke kolizi v bezdrátovém prostředí.

Pro práci EDCA jsou definovány dva speciální módy. Prvním je inicializace intervalu příležitosti k vysílání a druhá je vysílání několika rámců během jedné příležitosti. Více rámců je vysíláno ve chvíli, kdy je délka jednoho rámce kratší, než přidělený vysílací interval. Ten ale samozřejmě nemůže být překročen. Inicializace příležitosti k vysílání nastává v okamžiku, kdy EDCA povolí přístup k bezdrátovému

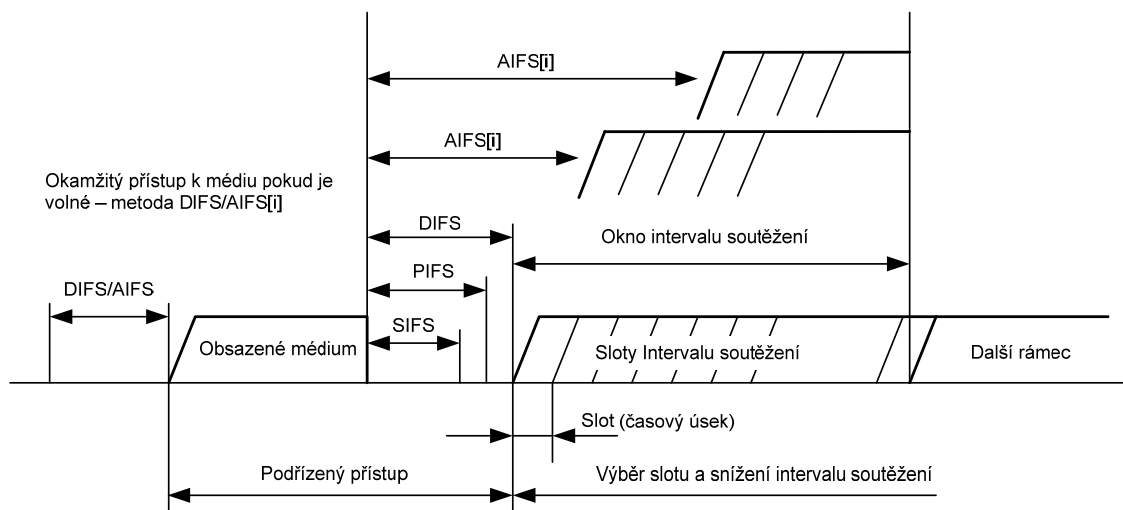
médiu, délka vysílacího intervalu je udávána přístupovým bodem v rámci Beacon a Probe Response spolu s dalšími řídicími údaji. Pokud je vyslána hodnota 0, je možno přenést vždy jen jeden rámeček. Pokud je nastaven nižší limit než je velikost rámečku, je nutno rámeček fragmentovat a vyslat po částech.



**Obr. 3.7:** Referenční model implementace EDCA[16]

### 3.6 Kanálové intervaly

Pro spolehlivou funkčnost nejen přístupových metod k bezdrátovému médiu, ale celého systému včetně servisních rámečků, bylo třeba při práci s bezdrátovým médiem rozlišit následující kanálové intervaly (viz Obr. 3.8).



**Obr. 3.8:** Rozložení kanálových intervalů

Každý z kanálových intervalů, představených na Obr. 3.8, má svůj účel. Základním rozlišovacím prvkem těchto intervalů je rozlišení na intervaly počítající se soutěžením o médium a intervaly bez soutěžení. Velikost každého z kanálových intervalů udává o interval mezi posledním znakem předchozího rámce a prvním znakem preamble rámce, který po něm následuje. V následujícím popisu mezirámcových mezer jsou tyto seřazeny postupně podle velikosti, přičemž jejich vzájemná prioritizace je zřejmá. Tedy provoz využívající kratší mezirámcovou je teoreticky vždy upřednostněn před provozem s mezerou delší. Speciální případy budou analyzovány později.

### Interval SIFS

Interval nazvaný Krátká mezirámcová mezera, Short InterFrame Space (SIFS) je využíván pro přenos rámců během intervalu bez soutěžení o přístup k médium. Hlavním určením intervalu SIFS je zasílání servisních rámců, potvrzujícího rámce ACK pro předchozí přenos. Interval SIFS dále bývá využíván stanicemi, které mají vyhrazený přístup k médium. Využití intervalu SIFS jim tuto potřebu zaručí, neboť ostatní stanice musí vyčkat až do chvíle, kdy je médium volné delší dobu. Pomocí tohoto intervalu jsou také přenášeny rámce Žádost o zaslání, Request to Send a Zaslání povoleno, Clear to Send (značeny RTS/CTS), které zajišťují přístup k bezdrátovému médium pomocí metody CSMA/CA a řeší tak problém skrytého uzlu. Interval SIFS je nejkratším z kanálových intervalů.

### Interval PIFS

Interval, nazývaný Centrální mezirámcová mezera (Point InterFrame Space – PIFS), je využíván v případě, kdy je jako metoda řízení přístupu použita Centralizovaná koordinační funkce. Jeho využití má zajistit prioritní přístup k médium pro toto řízení přístupu. Taktéž je udáván jako součást intervalu bez soutěžení. Interval PIFS je delší

než interval SIFS, a proto má provoz využívající SIFS před provozem, který využívá PIFS, přednost.

### **Interval DIFS**

Interval Distribuované mezirámkové mezery (Distributed InterFrame Space – DIFS) využívají stanice pracující v módu Distribuované koordinační funkce. Stanice může použít tuto metodu řízení přístupu k bezdrátovému médiu až po uplynutí tohoto intervalu. Interval DIFS je opět delší, než interval PIFS. To zajišťuje kompatibilitu a interoperabilitu mezi stanicemi, které využívají jednu ze dvou odpovídajících přístupových metod. Zároveň je Centralizovaná koordinační funkce upřednostněna.

### **Interval AIFS**

Interval Arbitrážní mezirámkové mezery (Arbitration Interframe Space – AIFS) je využíván stanicemi podporujícími řízení kvality služeb, QoS. Tato mezirámková mezera je delší než všechny ostatní a je použita u Rozšířené distribuované koordinační funkce. Ačkoliv je interval AIFS delší než interval DIFS, není upřednostnění provozu řízeného pomocí základní Distribuované koordinační funkce příliš optimální ani přínosné. Je zavedeno jen z důvodu kompatibility. Navíc velikost mezirámkové mezery již nehraje takovou roli, neboť „do hry“ vstupují také parametry  $CW_{\min}$  a  $CW_{\max}$ , pomocí kterých se určuje velikost intervalu soutěžení. Protože jsou hodnoty  $CW_{\min}$  a  $CW_{\max}$ , stejně jako aktuálně zvolená velikost intervalu odpočítávání, různé, nelze za všech okolností tvrdit, že přístup pomocí DCF bude oproti EDCF prioritizován.

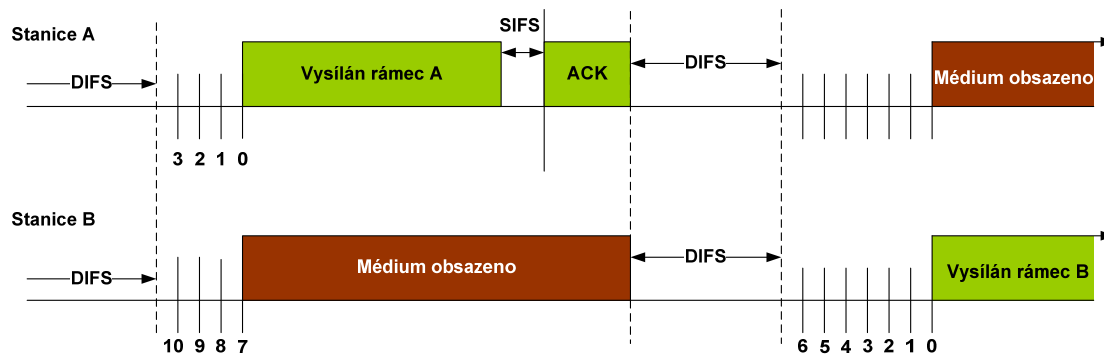
## 4 Distribuovaná koordinační funkce a její matematický popis

### 4.1 Základní popis Distribuované koordinační funkce

Jak již bylo řečeno výše, Distribuovaná koordinační funkce pracuje se systémem detekce nosné s vyhýbáním se kolizi, CSMA/CA. V praxi ale není možno tento model vždy dodržet.

#### 4.1.1 Soutěžení o médium

Jak již částečně vyplývá z předchozího, zřejmě největším problémem Distribuované koordinační funkce jsou kolize. Stanice má sice snahu detekovat kolize i v průběhu vysílání, nemůže být ale v tomto snažení stoprocentně úspěšná. Proto je každý odeslaný rámeček potvrzen přístupovým bodem rámečkem ACK. Celý proces je přehledně zobrazen na Obr. 4.1.



Obr. 4.1: Model soutěžení Distribuované koordinační funkce

Jelikož je pro soutěžení o médium, a při odpočítávání v zájmu synchronizace, využit model, který počítá s rozdělením na přesně určené časové úseky, timesloty, je pravděpodobnost kolize, zvláště při větším počtu stanic, poměrně vysoká. Například pro technologii 802.11b je  $CW_{\min}$  rovno 31 a  $CW_{\max}$  1023. U technologií 802.11a a 802.11g je hodnota  $CW_{\min}$  dokonce jen 15. Není sice příliš pravděpodobné, že by všechny stanice počaly vysílání ve stejném časovém úseku, ale i tak je tato pravděpodobnost poměrně vysoká. Zvláště proto, že vysílání rámečků jiných stanic může pokrýt poměrně

dlouhý časový úsek. Poté již postačí, aby každá ze stanic, které doposud nevysílaly, započaly proces vysílání datového rámce právě v tomto okamžiku. Obě po skončení vysílání první stanice vygenerují backoff z poměrně malého intervalu a obě jej započnou odpočítávat naráz.

#### 4.1.2 Základní model pravděpodobnosti kolize pro DCF

Nejprve je nutno zavést pravděpodobnostní model pro jednu stanic a poté jej rozšířit. Každá stanice se může nacházet v jednom ze tří stavů:

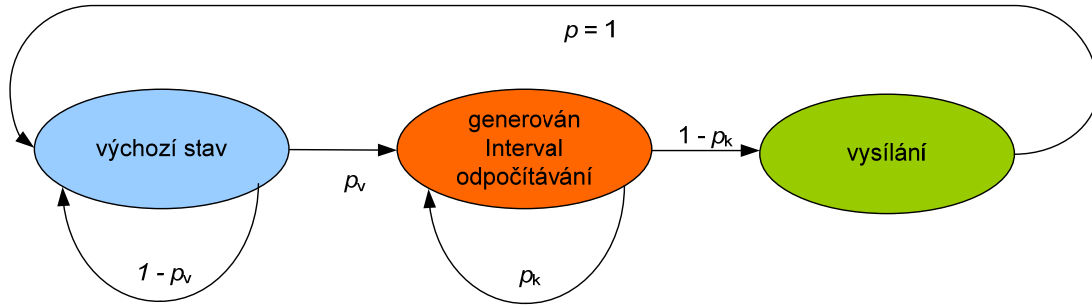
- 1) Stanice je v klidu, nemá data k odvysílání.
- 2) Stanice má data k odvysílání a čeká na uvolnění média.
- 3) Stanice má data k odvysílání a vysílá.

Pokud vyloučíme problém skrytého uzlu, ke kolizi může dojít jen přesně při přechodu stanice do stavu třetího.

Mějme nenulovou pravděpodobnost  $p_v$ , která udává, že na vstup bezdrátové stanice přijde datový rámeček. Předpokládejme, že se tato pravděpodobnost nemění v čase a že je tedy v každém okamžiku stejná.

Nyní se zabýváme případem, kdy již datový rámeček na vstup bezdrátové stanice přišel. V tomto případě čeká bezdrátová stanice, až bude médium volné a poté zvolí velikost intervalu odpočítávání (backoff interval) z rozmezí  $\langle 0; W_0 \rangle$ , kdy  $W_0 = CW_{\min}$ . Tento případ uvádíme za předpokladu, že na vstup bezdrátové stanice již přišel datový rámeček k odvysílání. V takové případě je pravděpodobnost vygenerování rovna 1. Pokud nedojde ke kolizi, je rámeček odvysílán, pokud ano, je vygenerováno  $w$  z nového intervalu.

Analytické modely [27][28] Distribuované koordinační funkce většinou vycházejí z předpokladu, že pravděpodobnost kolize  $p_k$  je nezávislá na počtu předchozích neúspěšných pokusů o odvysílání. Poté pravděpodobnost, že ke kolizi nedojde, je logicky, rovna  $1 - p_k$ . Podle těchto předpokladů lze vytvořit jednoduchý pravděpodobnostní model Distribuované koordinační funkce, který je zobrazen na Obr. 4.2.



**Obr. 4.2:** Základní pravděpodobnostní model Distribuované koordinační funkce

Pravděpodobnost kolize je pravděpodobnost, že si dvě a více na sobě nezávislých bezdrátových stanic zvolí ve stejnou chvíli stejnou velikost okna odpočítávání, případně že stanice, která si volí velikost okna, zvolí hodnotu, na které se nachází jiná stanice během odpočítávání.

## 4.2 Bianchiho model

Bianchi ve svém díle [27] uvádí následující:

*Při každém pokusu o vysílání, bez ohledu na počet předchozích pokusů, pravděpodobnost kolize každého z paketů je konstantní a nezávislá.*

Bianchi dále zavádí několik proměnných. Proměnnou  $W$  určující aktuální maximální možnou velikost intervalu odpočítávání a  $m$ , která udává tzv. maximum backoff stage, tedy maximální stupeň velikosti okna intervalu odpočítávání. Jak již bylo řečeno výše, velikost intervalu odpočítávání je shora omezena hodnotou  $CW_{\max}$ . Z výše uvedeného vyplývá vztah

$$W = 2^m \cdot CW_{\min} \quad (1)$$

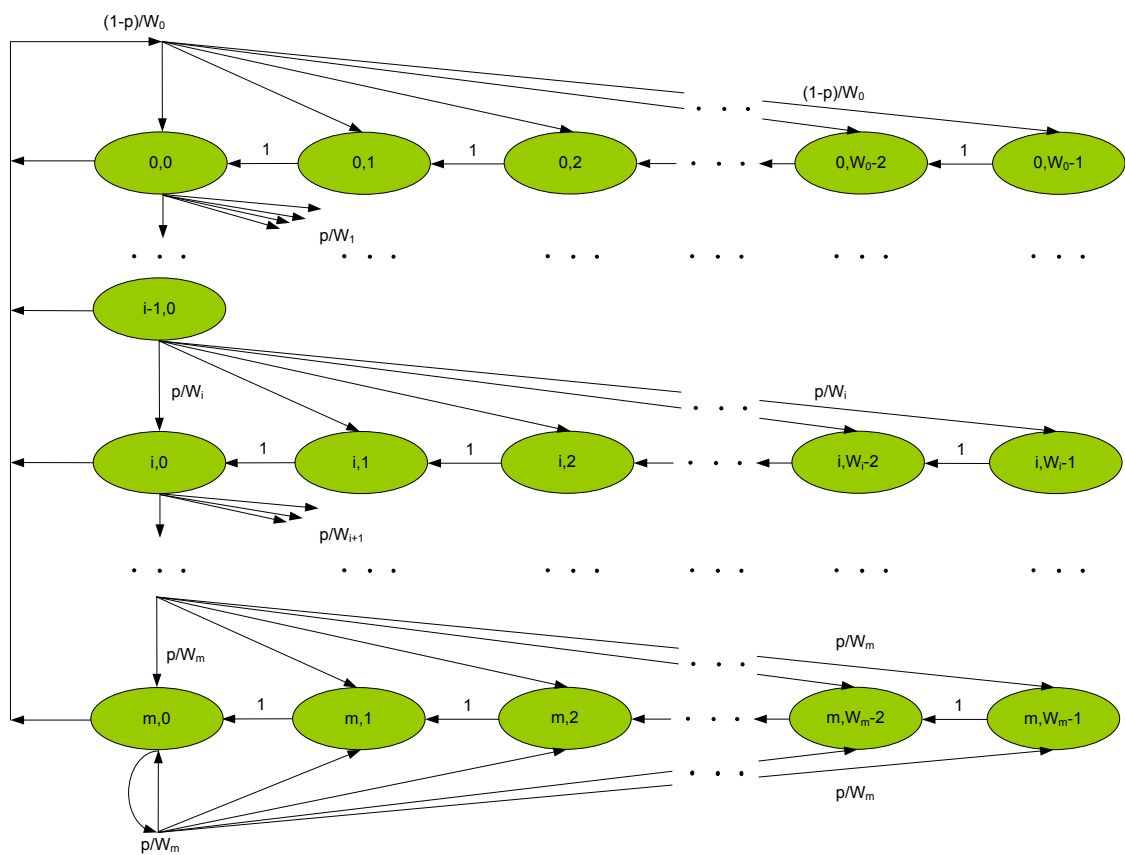
Na základě tohoto předpokladu konstruuje Bianchi Markovský model vycházející ze soustavy rovnic

$$\begin{cases} P\{i, k | i, k + 1\} = 1 & k \in (0, W_i - 2) & i \in (0, m) \\ P\{0, k | i, 0\} = (1 - p) / W_0 & k \in (0, W_0 - 1) & i \in (0, m) \\ P\{i, k | i - 1, 0\} = p / W_i & k \in (0, W_i - 1) & i \in (1, m) \\ P\{m, k | m, 0\} = p / W_m & k \in (0, W_m - 1) & \end{cases} \quad (2)$$



První rovnice určuje pravděpodobnost, že v každém časovém úseku bude interval odpočítávání snížen o jedna. Pokud vycházíme z úvahy, že model odpovídá pouze situaci, kdy je médium volné, je pravděpodobnost tohoto jevu rovna jedné. Druhá rovnice vychází z předpokladu, že stanice právě ukončila úspěšné vysílání a volí velikost intervalu odpočítávání z rozmezí  $\langle 0; W_0 - 1 \rangle$ , kdy  $W_0$  odpovídá hodnotě  $CW_{\min}$ . Třetí a čtvrtá rovnice popisují případ, kdy dojde ke kolizi, přičemž čtvrtá rovnice zajišťuje speciální případ, kdy již nelze interval odpočítávání zvětšovat, protože došlo k dosažení maximální hodnoty  $m$ .

Na základě těchto rovnic poté Bianchi vytváří Markovský řetězec, který je zobrazen na Obr. 4.3.

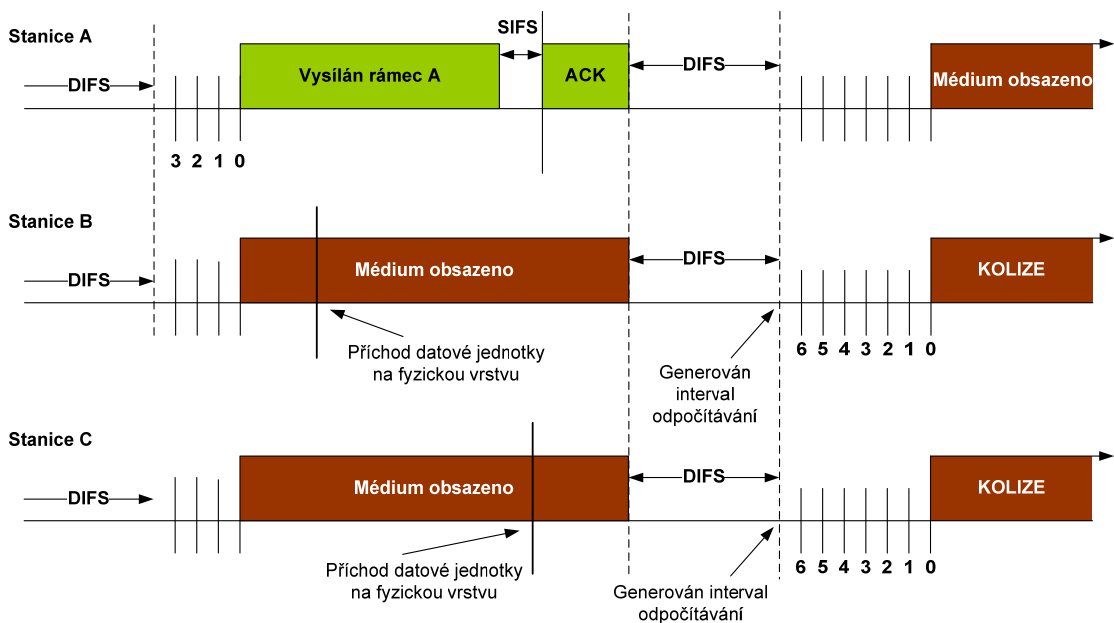


**Obr. 4.3:** Bianchiho Markovský řetězec popisující interval odpočítávání [27]

Model, který navrhl Bianchi, velmi usnadňuje a zjednodušuje popis celého systému Distribuované koordinační funkce a dovoluje vytvoření poměrně přesného analytického modelu, který Distribuovanou koordinační funkci popisuje a pomocí kterého lze s poměrně velkou přesností simulovat chování systému, který ji používá. Jak již bylo řečeno, model vychází z předpokladu, že pravděpodobnost kolize je v každé fázi a bez ohledu na počet předchozích kolizí stejná.

Tento předpoklad ovšem není zcela přesný. Velikost okna je při prvním pokusu o vysílání volena z poměrně malého intervalu. Vycházejme z předpokladu, že se příležitosti k vysílání chtějí uchopit dvě stanice naráz a jedná se o první pokus, tedy o stav, kdy ještě při vysílání konkrétních datových jednotek ke kolizi nedošlo. Pravděpodobnost kolize v takovém případě prudce stoupá.

Stále však musí být splněna podmínka, že stanice vygenerují hodnotu intervalu odpočítávání současně. Ani pravděpodobnost tohoto jevu ovšem není malá, zvláště v situaci, kdy je přenosové médium více vytíženo. Předpokládejme, že první pokus o vysílání bude proveden v době, kdy je médium obsazeno rámcem jinou stanicí. Vše názorně demonstruje Obr. 4.4.



**Obr. 4.4:** Generování intervalu odpočítávání pro dvě stanice ve stejné chvíli v případě, že datová jednotky dorazí na linkovou vrstvu v rozdílných časových úsecích

V takovém případě stanice vyčkají na uvolnění média a po uplynutí intervalu DIFS vygenerují interval odpočítávání a začnou odpočítávat. Jelikož se jedná o první pokus o vysílání a interval odpočítávání je volen z malého intervalu, již při dvou stanicích, které jej vygenerují současně, je pravděpodobnost kolize relativně vysoká.

### 4.3 Analýza pravděpodobnosti kolize

Předpokládejme, že stanice již zahájily proces vedoucí k vysílání, tedy vygenerovaly paket. Ve chvíli, kdy dojde k uvolnění média, obě vygenerují interval

odpočítávání  $w$ , od kterého budou odpočítávat. Toto číslo volí náhodně z intervalu  $\langle 0, CW_{\min} \rangle$ . Pravděpodobnost vygenerování konkrétního čísla  $n$  je rovna

$$p_n = \frac{1}{w}, \quad (3)$$

Pravděpodobnost, že druhá stanice zvolí náhodné číslo  $m$  shodné s  $n$  a dojde ke kolizi, je vyjádřena vztahem

$$p_{k2}(m | n) = \frac{p_n \cdot p_m}{p_n}. \quad (4)$$

Za předpokladu, že se jedná o nezávislé jevy, můžeme konstatovat, že pravděpodobnost jevů  $p_n$  a  $p_m$  je shodná. Proto lze celý vztah zjednodušit na podobu stejnou jako ve (3).

$$p_{k2} = \frac{1}{w}, \quad (5)$$

V reálném provozu ovšem nelze počítat jen se dvěma stanicemi. V bezdrátové síti mohou být těchto stanic až desítky. Pravděpodobnosti kolize v případě, že každá ze stanic v síti bude chtít vysílat, lze odvodit následujícím způsobem:

Jelikož je rychlost odpočítávání vždy shodná, kolize nastane v případě, že minimálně dvě, tedy dvě a více stanice zvolí ve stejný okamžik stejnou hodnotu  $w$ , od které budou odpočítávat před započítáním vysílání. Nejprve je nutné stanovit množinu všech jevů. Pokud je počet stanic roven  $n$ , vybíráme  $n$ -tice hodnot z intervalu  $w$ . Množina všech jevů tedy bude odpovídat

$$M = V'(n, w) = w^n. \quad (6)$$

Dalším logickým krokem je výběr množiny jevů, při kterých dojde ke kolizi. To je ovšem dosti problematické, protože najednou může více stanic, než jen dvě, zvolit stejnou hodnotu intervalu  $w$ . V případě počtu stanic rovného čtyřem a větším, může být dokonce kolize vícenásobná, protože lze vytvořit větší počet dvojic se stejnou hodnotou  $w$ . Proto je v tomto případě mnohem jednodušší zjistit množinu všech případů, při kterých ke kolizi nedojde. To lze poměrně snadno určit pomocí následujícího vztahu

$$M = V(n, w) = \prod_{i=0}^{n-1} (w - i). \quad (7)$$

V tomto případě již jsou k dispozici všechny podklady, aby bylo možno určit pravděpodobnost, že nedojde ke kolizi  $p_{nk}$ . Vztah pro  $p_{nk}$  lze získat pomocí podílu počtu prvků těchto množin, tedy

$$p_{nk}(n, w) = \frac{\prod_{i=0}^{n-1} (w-i)}{w^n} = \frac{\prod_{i=0}^{n-1} (w-i)}{w^n} = \prod_{i=0}^{n-1} \frac{w-i}{w}. \quad (8)$$

Pravděpodobnost kolize je jev opačný, pro  $p_k$  tedy platí, že

$$p_k(n, w) = 1 - p_{nk} = 1 - \prod_{i=0}^{n-1} \frac{w-i}{w}. \quad (9)$$

Ještě jednou je třeba pro úplnost dodat, že  $n$  určuje počet stanic, které začínají odpočítávat ve stejný okamžik a  $w$  udává velikost intervalu  $\langle 0; CW_{\min} \rangle$ . To vše platí pro případ, že se jedná o první pokus o vysílání.

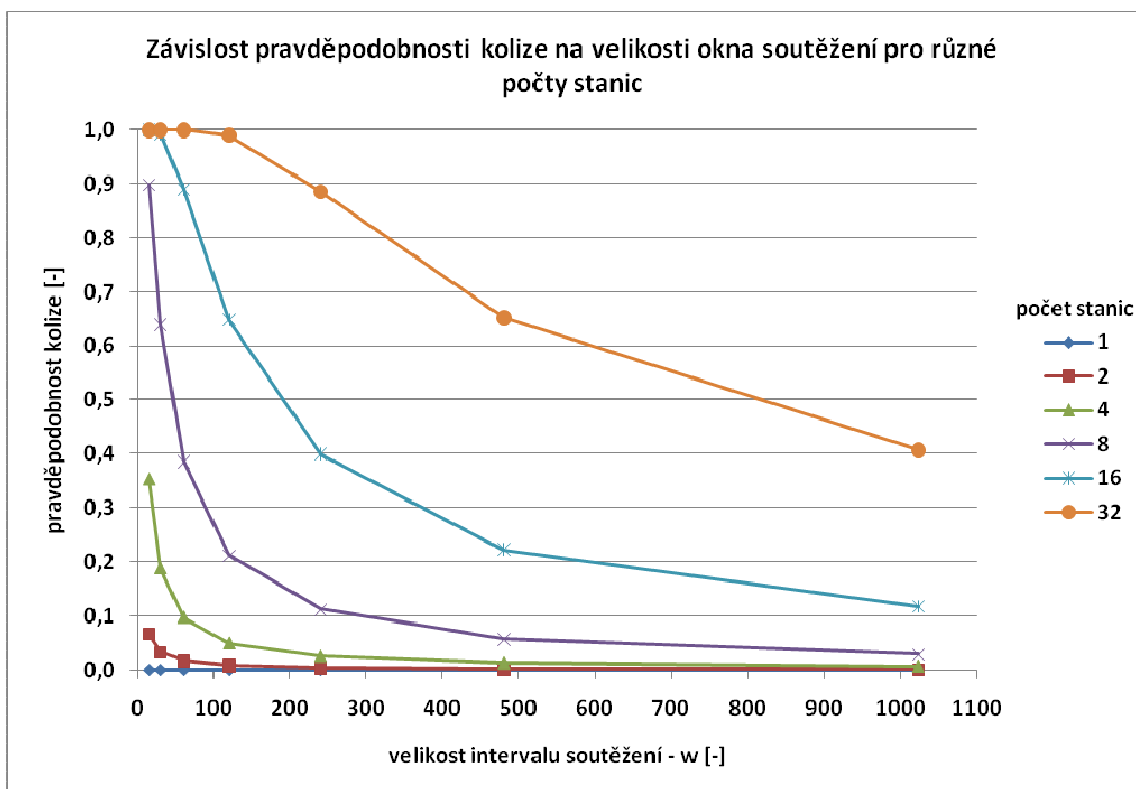
Z výše uvedeného lze vyvodit, že ač je v již zveřejněných modelech [27][28] počítáno se stejnou pravděpodobností kolize, bez ohledu na počet předchozích neúspěšných pokusů o vysílání, není tento postup zcela přesný. Pokud se pokusíme pravděpodobnost kolize vyjádřit číselně, dojdeme například u normy 802.11g, kde je velikost  $CW_{\min}$  rovna 15, již pro 5 stanic k 50% pravděpodobnosti, že dojde ke kolizi. Oproti tomu, pokud by se u všech těchto stanic jednalo o pátý pokus o vysílání, a interval odpočítávání by byl volen z intervalu  $\langle 0; 480 \rangle$ , byla by pravděpodobnost kolize jen pouhá 2%.

V obou případech se jedná o extrémní příklady, které by v praxi nastaly zajisté jen velmi zřídka. Díky odvozenému vztahu pro pravděpodobnost kolize (9) lze ale konstatovat, že předpoklad, který udává pravděpodobnost kolize nezávislou na počtu předchozích pokusů o vysílání, není zcela přesný. Celý problém je názorně ilustrován hodnotami zobrazenými v Tab. 4.1 a zobrazen graficky na Obr. 4.5.

Pomocí výše uvedené metody lze snadno zjistit pravděpodobnost kolize v případě, že všechny stanice, připojené k bezdrátovému přístupovému bodu, volí ze stejné velikosti intervalu odpočítávání. S přihlédnutím k modelu, který je zobrazen na Obr. 4.2 v kapitole 4.1.2 je ale nutné pro popis celého systému vyhodnotit i další vlivy, které mají na pravděpodobnost kolize vliv. Je to zajisté pravděpodobnost, s jakou přicházejí datové jednotky na linkovou vrstvu za účelem jejich odvysílání.

**Tab. 4.1:** Pravděpodobnost kolize v závislosti na počtu stanic v systému a velikosti okna soutěžení

Stupeň intervalu odpočítávání [-]	1	2	3	4	5	6	7
Velikost okna w [-]	15	30	60	120	240	480	1024
Počet stanic							
1	0,0000	0,0000	0,0000	0,0000	0,0000	0,0000	0,0000
2	0,0667	0,0333	0,0167	0,0083	0,0042	0,0021	0,0010
4	0,3529	0,1880	0,0970	0,0492	0,0248	0,0125	0,0062
8	0,8988	0,6403	0,3858	0,2121	0,1112	0,0570	0,0288
16	1,0000	0,9929	0,8890	0,6487	0,4002	0,2233	0,1181
32	1,0000	1,0000	1,0000	0,9894	0,8851	0,6524	0,4069



**Obr. 4.5:** Závislost pravděpodobnosti kolize na velikosti okna soutěžení pro různé počty stanic

#### 4.4 Pravděpodobnost kolize pro různé velikosti intervalu odpočítávání

Již bylo dokázáno, že pravděpodobnost kolize není nezávislá. Závisí totiž nejen na počtu stanic v systému, které požadují odvysílání datového rámce, ale také na počtu předchozích kolizí. Výše odvozené vztahy ale platí jen v případě, že se stanice generují interval odpočítávání v jeden okamžik a současně vybírají ze stejného intervalu.

Nejprve je nutno odvodit vztah pro pravděpodobnost kolize ve chvíli, kdy každá ze stanic hodlá vygenerovat nový interval odpočítávání ve stejný okamžik, ale jeho velikost volí z jiného intervalu.

Mějme dvě množiny,  $A$ ,  $B$ , kdy  $A \in B \wedge A \neq B$ . Tyto množiny odpovídají velikosti intervalu, ze kterého je volen interval odpočítávání. Pravděpodobnost, že bude zvolena stejná hodnota, lze učit následujícím způsobem. Nejprve je třeba určit pravděpodobnost, že z vyššího intervalu, tedy  $B$ , bude zvolena hodnota z intervalu daného podmnožinou  $A$ . Tato pravděpodobnost je dána poměrem mohutnosti těchto množin

$$p_{AB} = \frac{|A|}{|B|}. \quad (10)$$

Pro zjednodušení lze předpokládat, že velikost množin  $A$  a  $B$  je dána velikostí intervalu soutěžení, vztah (10) je tedy transformován na

$$p_{AB} = \frac{w_A}{w_B}. \quad (11)$$

Poté již lze standardně použít vztah (9). Výsledná pravděpodobnost je průnikem obou pravděpodobností, tedy

$$p_k(w_A) = \left(1 - \prod_{i=0}^k \frac{w_A - i}{w_A}\right) \cdot p_{AB}. \quad (12)$$

Lze snadno dokázat, že po zjednodušení platí původní vztah (9), přičemž jako parametr  $w$  je použita velikost menšího intervalu soutěžení, tedy  $w_A$ :

$$\begin{aligned}
p_k(w_A) &= \left(1 - \prod_{i=0}^1 \frac{w_A - i}{w_A}\right) \cdot p_{AB} = \left(1 - \frac{w_A}{w_A} \cdot \frac{w_A - 1}{w_A}\right) \cdot \frac{w_A}{w_B} = \\
&= \frac{w_A}{w_B} - \frac{w_A}{w_A} \cdot \frac{w_A}{w_B} + \frac{1}{w_A} \cdot \frac{w_A}{w_B} = \frac{1}{\underline{\underline{w_B}}}
\end{aligned} \tag{13}$$

Pro dvě stanice s  $w_A = 15$  a  $w_B = 30$  je tedy pravděpodobnost kolize rovna  $\frac{1}{w_B}$ , čemuž odpovídá pravděpodobnost  $\frac{1}{30}$ .

U většího počtu stanic nelze takového zjednodušení použít. V takovém případě je nutné vyjít z částečně odlišných předpokladů. V případě odlišné velikosti intervalu soutěžení je mohutnost množiny všech možných jevů dána součinem velikostí jednotlivých intervalů. Pro  $n$  intervalů o velikosti  $w_0$  až  $w_{n-1}$  tedy platí, že mohutnost množiny všech možných jevů je rovna

$$|M_w| = \prod_{i=0}^{n-1} w_i \tag{14}$$

Stále platí, že v tomto případě všechny stanice generují interval odpočítávání v jeden okamžik. Pro nalezení počtu shodných výsledků, tedy kolizí, je ale nutno takto dosažené výsledky seřadit podle velikosti výchozího intervalu, ze kterého jsou voleny. Opět, stejně jako v předchozím případě, kdy byla velikost všech intervalů odpočítávání stejná, je jednodušší nejprve určit množinu všech jevů, při kterých ke kolizi nedojde a poté využít pravidlo negace.

Pro  $n$  stanic s velikostmi intervalů odpočítávání  $w_n$ , existuje následující předpoklad

$$w_0 \leq w_1 \leq w_2 \dots w_{n-3} \leq w_{n-2} \leq w_{n-1} \tag{15}$$

Poté je mohutnost množiny všech jevů, při kterých nedojde ke kolizi, dána vztahem

$$|P_{nk}(n, w_{n-1})| = \prod_{i=0}^{n-1} (w_i - i). \quad (16)$$

Výsledná pravděpodobnost kolize je následně dána negovaným podílem mohutností těchto dvou množin, tedy

$$p_k(n, w_{n-1}) = 1 - \frac{|P_{nk}(w_n, n)|}{|M_w|} = \frac{\prod_{i=0}^{n-1} (w_i - i)}{\prod_{i=0}^{n-1} w_i}. \quad (17)$$

Po vyjádření vztahu je tedy řešením

$$p_k(n, w_{n-1}) = 1 - \prod_{i=0}^{n-1} \frac{(w_i - i)}{w_i}, \quad (18)$$

což téměř přesně odpovídá původnímu vztahu, který byl použit v případě, že je velikost intervalu, ze kterého je interval soutěžení vybírán, pro všechny stanice shodný. U tohoto postupu ovšem nelze zapomínat na skutečnost, že všechny intervaly musí splňovat podmínku udanou v (15).

Pro názornost je vhodné doplnit i číselným příkladem. Pro pět stanic platí hodnoty, z nichž je volen interval soutěžení, zobrazené v tabulce Tab. 4.2.

**Tab. 4.2:** Velikost intervalu, ze kterého je volen interval soutěžení pro jednotlivé stanice

<b>číslo stanice</b>	1	2	3	4	5
<b>velikost intervalu</b>	15	30	30	60	480

V tomto příkladu je výsledná pravděpodobnost situace, kdy je dvěma nebo více stanicemi vybrán shodný interval soutěžení, rovna  $p_k = 0,15$ .



## 4.5 Pravděpodobnost kolize uprostřed intervalu odpočítávání ostatních stanic

Dalším případem, kterým je nutno se zabývat, je analýza pravděpodobnosti kolize se stanicemi, které již interval odpočítávání vygenerovaly a jsou již uprostřed intervalu odpočítávání. V této situaci je třeba rozlišit dvě následující varianty:

Pokud pravděpodobnostní model nebude sledovat aktuální velikost intervalu odpočítávání všech stanic, je možné, že nebude příliš přesný. V opačném případě, bude sledovat stav ostatních stanic, se spíše již jedná o simulaci, než o matematický model. Přesto je dobré zabývat se oběma možnostmi. Pro optimální využití v praxi bude nakonec vybrána varianta s nejlepším poměrem mezi přesností a množstvím nutně uchovávaných údajů o stanicích.

V případě, že je znám aktuální rozsah, ze kterého je vybírán interval odpočítávání pro další stanice, ale již není sledována jeho aktuální velikost, platí pro pravděpodobnost kolize se stanicí, která generuje nový interval odpočítávání, závěry z kapitoly 4.4.

Pro situaci, kdy je aktuální stav intervalu odpočítávání sledován, bude pravděpodobnost kolize vyhodnocena v dalším textu.

### 4.5.1 Pravděpodobnost kolize v případě, že je sledována aktuální velikost intervalu odpočítávání pro všechny stanice

Tento model již předpokládá sledování řady parametrů. Nejedná se jen o rozsah, ze kterého je volen interval odpočítávání, který je reprezentován údajem o počtu předchozích kolizí, ale také aktuální velikost intervalu odpočítávání, která je v každém timeslotu, ve kterém není obsazeno médium, snížena o 1. V tomto případě je pravděpodobnost kolize dána rozsahem, ze kterého je generován nový interval odpočítávání a počtem stanic, jejichž aktuální velikost intervalu odpočítávání spadá do daného rozsahu. Pravděpodobnost kolize bude v takovém případě dána vztahem

$$p_{kg} = \frac{m}{w}, \quad (19)$$

kdy  $w$  určuje rozsah, ze kterého je generován nový interval odpočítávání a  $m$  udává počet stanic, jejichž aktuální velikost intervalu odpočítávání náleží do tohoto rozsahu.

Pokud je v jednom okamžiku interval odpočítávání generován více stanicemi najednou, je pravděpodobnost kolize se všemi ostatními udána kombinací předchozího vztahu (19) a vztahu (18).

Nejprve je nutno vyřešit kolizi se stanicemi, které jsou již uprostřed intervalu odpočítávání pro každou ze stanic, generující nový interval zvlášť, podle vztahu (19). Pravděpodobnost kolize v takovém případě je rovna nejvyšší z těchto pravděpodobností, neboť se jedná o jevy navzájem nezávislé. Výsledná pravděpodobnost kolize je pak dána vztahem

$$p_k(n, w_{n-1}) = 1 - \prod_{i=0}^{n-1} \frac{(w_i - i)}{w_i} + p_{kg \max} - \left( 1 - \prod_{i=0}^{n-1} \frac{(w_i - i)}{w_i} \cdot p_{kg \max} \right). \quad (20)$$

Vztah sice není zcela přesný, neboť není počítáno se situací, kdy by bylo dosaženo kolize mezi dvěma a více stanicemi, jež generují nový interval odpočítávání a současně stanicí, která je již uprostřed cyklu a jejíž aktuální velikost intervalu odpovídá stejné hodnotě, ale v rámci požadavku na relativně nízkou složitost výpočtu a implementace je dostatečně přesný.

#### 4.6 Analýza pravděpodobnosti příchodu datové jednotky pro různé datové toky

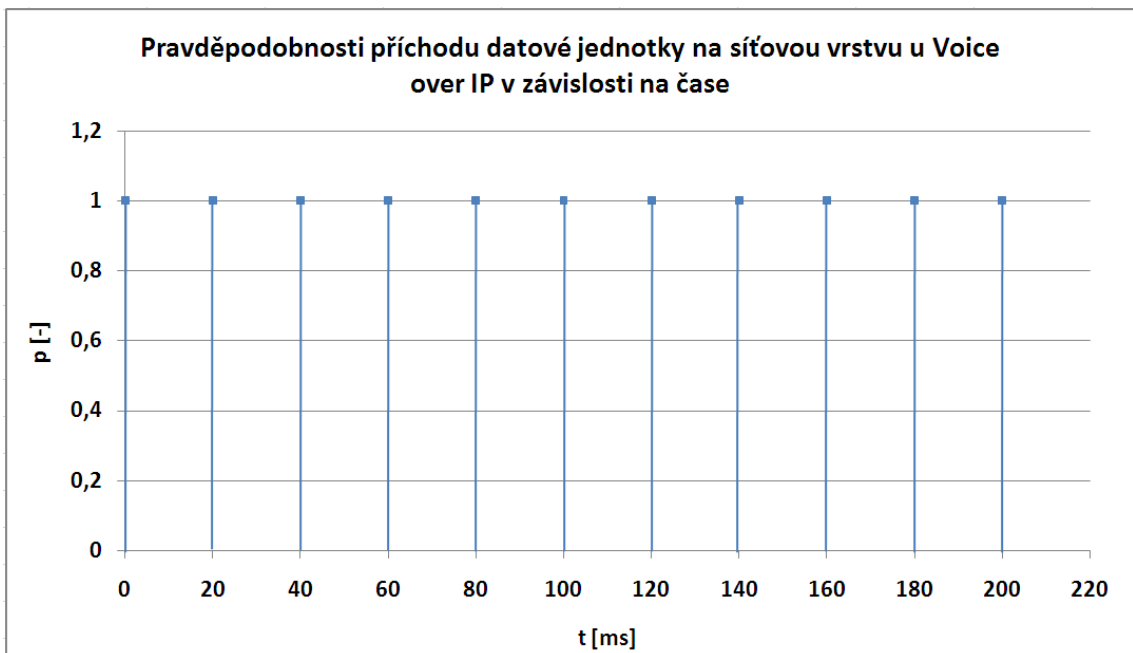
Jestliže vyjdeme z modelu zobrazeného na Obr. 4.2, lze, po specifikaci provozu a provozní zátěže, každou ze stanic popsat pravděpodobností vysílání datové jednotky, přičemž po jejím přesném vyjádření, ať už funkcí u složitějších služeb, nebo pouze číselně, lze sestavit model kolize pro celý systém. Na rozdíl od Bianchiho modelu tento model nevychází z předpokladu, že pravděpodobnost kolize je nezávislá nejen na počtu kolizí předchozích, ale ani na jiných stanicích. Tento model popisuje systém jako celek, neboť jak bylo odvozeno ve (9), pravděpodobnost kolize je závislá na chování a zátěži celého systému. Je tedy nutné stanovit pravděpodobnost příchodu rámce na linkovou vrstvu pro jednotlivé služby.

Pokud je uvažována pravděpodobnost příchodu datové jednotky na linkovou vrstvu, je kromě speciálních případů nutno vzít v úvahu i charakter provozu, který datové jednotky generuje. Například služby typu Voice over IP nebo Video over IP vytvářejí stálý tok a jejich datové jednotky přicházejí na linkovou vrstvu v přesně

daných intervalech. Oproti tomu protokoly jako HTTP, FTP, SMTP nebo POP3, využívané pro prohlížení internetových stránek, přenos souborů přenos emailů vytvářejí spíše bursty.

#### 4.6.1 Model provozu Voice over IP

V případě uvažování pravděpodobnostního modelu pro Voice over IP, například pro kodek G. 711, lze vycházet z předpokladu, že při probíhající hovor je, v ideálním případě, pravděpodobnost příchodu datové jednotky rovna jedné přesně v intervalech 20 ms a nulová vždy jindy (Obr. 4.6)



**Obr. 4.6:** Pravděpodobnost příchodu datové jednotky na síťovou vrstvu pro kodek G.711, pracující s 20 ms mezerou mezi jednotlivými rámci

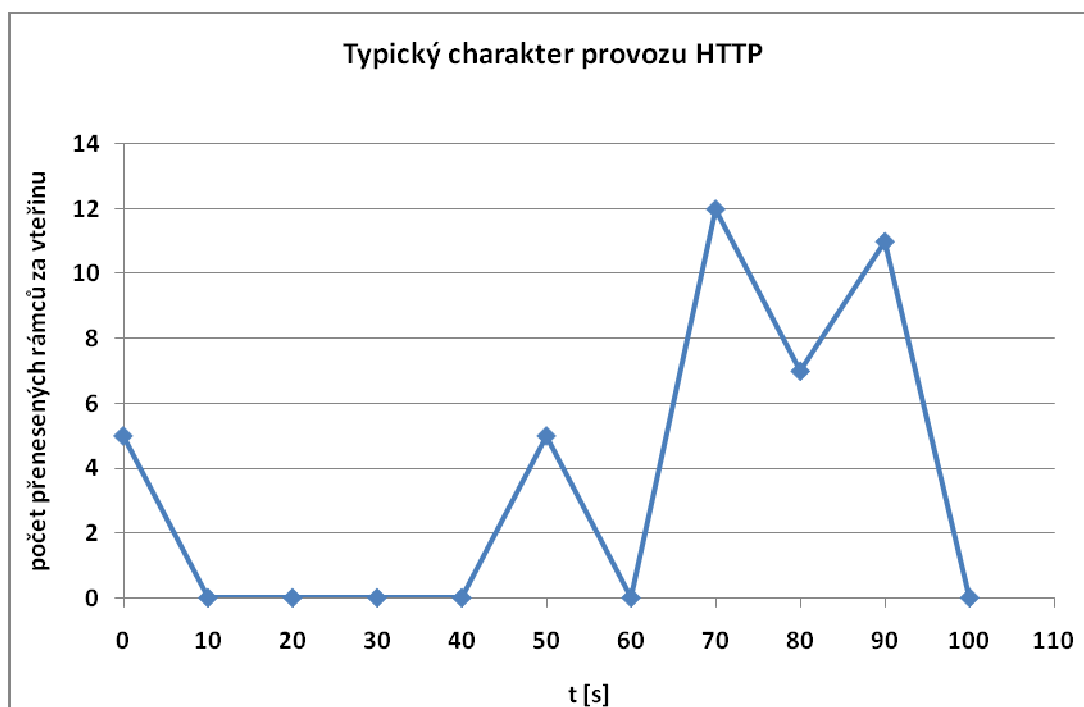
Pro provoz Voice over IP lze tedy pravděpodobnost přenosu rámce určit následujícím vztahem

$$\begin{cases} p_p\{t\} = 1 & t = 20 \cdot n & n = 0,1,2,3 \dots \infty \\ p_p\{t\} = 0 & t \neq 20 \cdot n & n = 0,1,2,3 \dots \infty \end{cases} \quad (21)$$

Toto samozřejmě platí pouze v případech, kdy už je hovor uskutečněn. Pokud aktuálně hovor neprobíhá, lze určit pravděpodobnost jeho vyvolání číselně s ohledem na průměrné provozní zatížení telefonní linky  $p_{p1}$ . Totéž platí i pro pravděpodobnost setrvání probíhajícího hovoru  $p_{pt}$ .

#### 4.6.2 Provoz HTTP

V případě služeb, které nepracují v reálném čase, je situace poněkud odlišná. Charakteristiku provozu lze z části odvodit již z předpokladu, že připojení do sítě je realizováno pomocí bezdrátové technologie. V tomto případě lze předpokládat, že pravděpodobnost využití takového druhu připojení pro realizaci náročných serverových aplikací je velmi nízká. Mnohem pravděpodobnější je využití klientskými aplikacemi, jako je HTTP prohlížeč, FTP klient, případně využití emailu. Zajisté se lze setkat také s peer to peer službami, ale jen v omezené míře. Charakter ostatního provozu lze tedy předpokládat jako nahodilý, přenos dat lze předpokládat spíše v burstech. Proto lze v takovém případě velmi zjednodušeně charakterizovat přenos pomocí číselného vyjádření pravděpodobnosti přenosu v závislosti na intenzitě využití jednotlivých služeb.



Obr. 4.7: Typický charakter provozu HTTP

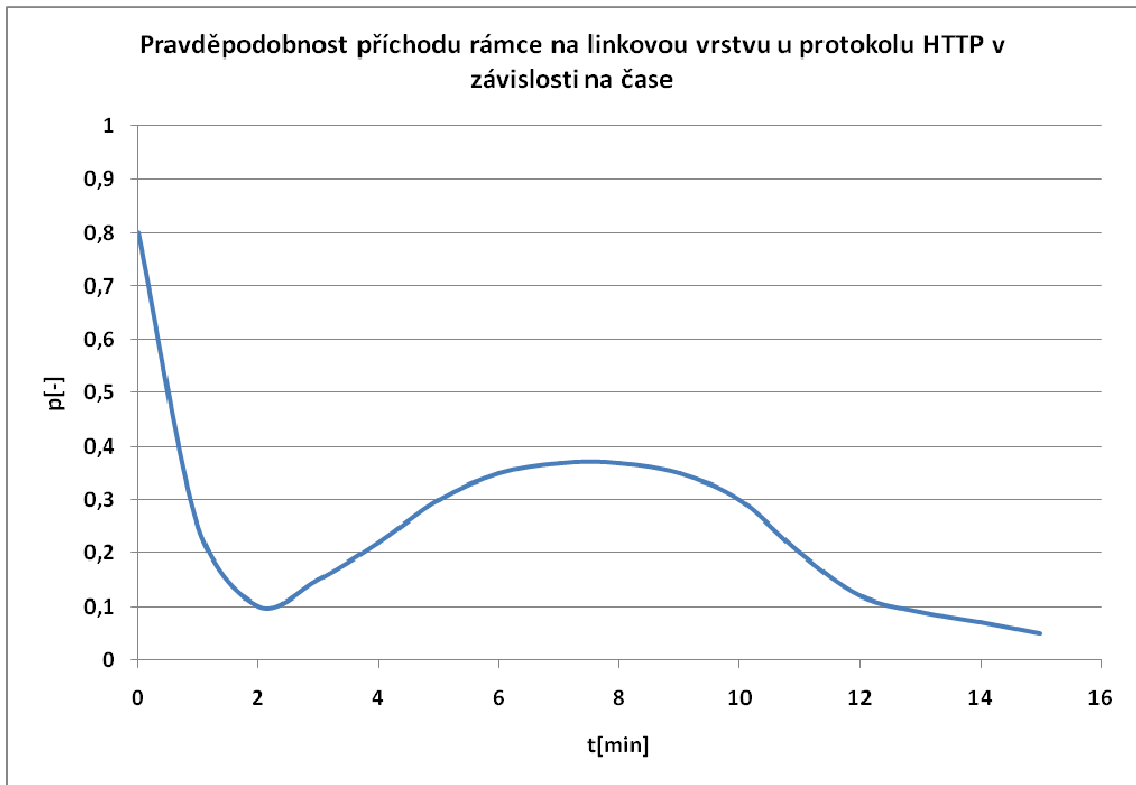
Avšak i náhodný přenos po burstech, jak je zobrazen na Obr. 4.7, je řízen určitými zákonitostmi. V případě aktivního prohlížení internetových stránek lze totiž vysledovat určité modely chování. V případě, že uživatel vyhledává konkrétní informaci, lze předpokládat, že frekvence načítání stránek bude vyšší, než například při čtení zpráv nebo například překladu dokumentů s občasným využitím online slovníku. V roce 2008 je průměrná velikost internetové stránky 312,05 kB a v průměru obsahuje 49,92 objektů [29]. Obvyklá velikost IP paketu je okolo 1500 bytů. Ne všechny objekty umístěné na stránkách tyto číslo naplňují, navíc je nutno přenášet také režijní informace. Lze tedy

předpokládat, že pro přenos jedné průměrné internetové stránky je nutno přenést bezdrátovou sítí cca 250 až 300 rámců.

Na základě analýzy chování uživatelů při prohlížení internetových stránek lze uvést následující: Po načtení nové internetové stránky potřebuje uživatel určitou dobu pro rychlé vyhodnocení přijatých informací. V případě, kdy vyhodnotí, že stránka obsahuje pro něj relevantní informace, s největší pravděpodobností bude pokračovat v jejich čtení a další stránku bude vyhledávat až po určité době. Oproti tomu, pokud nenalezne, co hledal, bude přecházet na další stránku mnohem dříve. Lze tedy zobecnit, že po načtení nové stránky je pravděpodobnost brzkého přenosu další stránky poměrně vysoká. Přesto poměrně rychle klesá a po přiblížení, dosažení a překročení průměrné doby čtení jedné stránky se opět zvyšuje. Pokud není stránka přenesena ani po této době, lze spíše předpokládat, že služba není využívána a proto se pravděpodobnost přenosu rámce opět snižuje a po chvíli se ustálí na nízké hodnotě. Hodnoty této pravděpodobnosti pro jednotlivé minuty jsou zobrazeny v Tab. 4.3 a graficky je její průběh zobrazen na Obr. 4.8.

**Tab. 4.3:** Pravděpodobnost příchodu rámce na linkovou vrstvu pro jednotlivé minuty

čas [min]	0	1	2	3	4	5	6	7
pravděpodobnost příchodu rámce	0,80	0,25	0,10	0,15	0,22	0,30	0,35	0,37
čas [min]	8	9	10	11	12	13	14	15
pravděpodobnost příchodu rámce	0,37	0,35	0,30	0,20	0,12	0,09	0,07	0,05

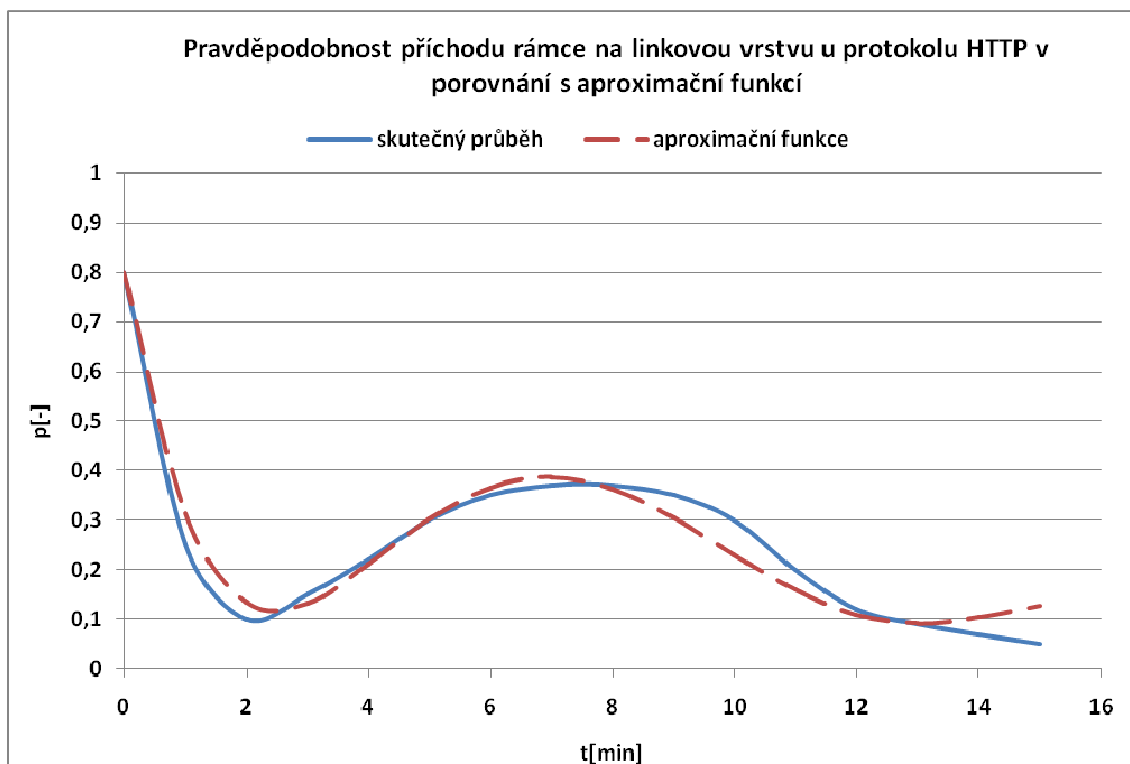


**Obr. 4.8:** Pravděpodobnost příchodu rámce na linkovou vrstvu u protokolu HTTP v závislosti na čase

Pro model Distribuované koordinační funkce je ale mnohem vhodnější než využití tabulky hodnot použít funkci, která by konkrétní křivku mohla nahradit. Proto byla tato křivka aproximována pomocí Newtonova algoritmu. Jelikož se jedná o poměrně složitý průběh, není aproximace zcela přesná. Ovšem pro účely, pro které má sloužit, postačí. Výsledná funkce je dána vztahem

$$f(x) = -4,01 \cdot 10^{-5} x^5 + 1,9 \cdot 10^{-3} x^4 - 0,03255 x^3 + 0,2395 x^2 - 0,696 x + 0,8. \quad (22)$$

Pro srovnání je průběh této funkce zobrazen na Obr. 4.9. Její průběh je porovnán s ideálním průběhem, který byl stanoven výše.



**Obr. 4.9:** Pravděpodobnost příchodu rámce na linkovou vrstvu u protokolu HTTP v porovnání s aproximační funkcí

Po bližším přezkoumání průběhu aproximační funkce je jasné, že její průběh poměrně přesně kopíruje ideální křivku do času cca 13 minut. Nad touto hodnotou se již funkce chová značně odlišně a dále klesá až k záporným hodnotám. Proto je vhodné využít tuto funkci pouze v intervalu (0; 13) minut a při delším časovém úseku již brát jako hodnotu této funkce konstantu 0,05. Výsledná podoba matematického vyjádření pravděpodobnosti přenosu HTTP rámce bude tedy následující

$$\begin{cases} p_p\{t\} = -4,01 \cdot 10^{-5} x^5 + 1,9 \cdot 10^{-3} x^4 - 0,03255 x^3 + \\ \quad + 0,2395 x^2 - 0,696 x + 0,8 & t \in \langle 0, 13 \rangle \\ p_p\{t\} = 0,05 & t \in (13, \infty) \end{cases} \quad (23)$$

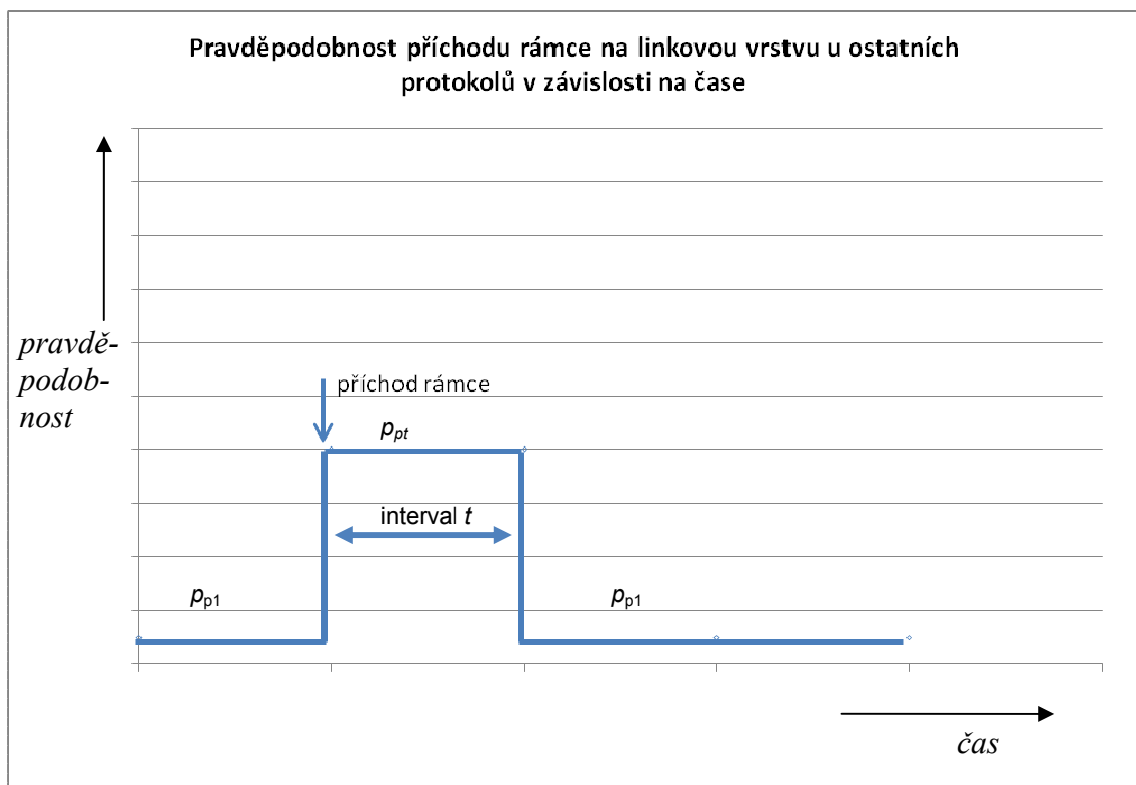
V případě přenosu dalšího rámce je čítač času vynulován a pravděpodobnost přenosu je určována znovu od počátku. Je třeba upozornit, že zobrazení pravděpodobnosti pomocí spojitě křivky není v tomto případě zcela regulární, neboť každá z hodnot určuje pravděpodobnost přenosu rámce v celé následující minutě. V případě, že bude dále provoz rozdělen na timesloty, je třeba odpovídajícím způsobem zmenšit nejen časový okamžik, ale i hodnotu pravděpodobnosti. Celková

pravděpodobnost přenosu HTTP datového rámce v následujících patnácti minutách od přenosu posledního je přibližně rovna hodnotě 0,62.

#### 4.6.3 Ostatní provoz

Při uvažování dalších služeb již nebude nahlíženo na charakteristické použití, neboť se jedná o služby využívané opravdu náhodně (FTP, POP3), s velmi malou generovanou zátěží (Telnet, SNMP), případně služby, jejichž poskytování závisí na využití služeb jiných (DNS). Proto lze všechny tyto služby specifikovat pomocí následujících parametrů:

- Pravděpodobnost přenosu prvního rámce ( $p_{p1}$ ),
- pravděpodobnost přenosu každého dalšího rámce v určitém časovém intervalu  $t$  ( $p_{pt}$ ).



**Obr. 4.10:** Pravděpodobnost příchodu rámce na linkovou vrstvu u ostatních protokolů

Charakteristika těchto parametrů je podobná, jako u služby HTTP. Pokud po relativně dlouhou dobu nebyl přenesen žádný rámec, pravděpodobnost přenosu rámce je poměrně nízká a charakterizuje intenzitu využívání služby uživatelem. V případě, že je přenesen první rámec, pravděpodobnost přenosu dalšího rámce se zvyšuje, a po uplynutí určitého časového intervalu délky  $t$  se opět snižuje. Celý model provozu bude



tedy charakterizován třemi parametry, a to pravděpodobností  $p_{p1}$ , pravděpodobností  $p_{pt}$  a délkou intervalu  $t$ .

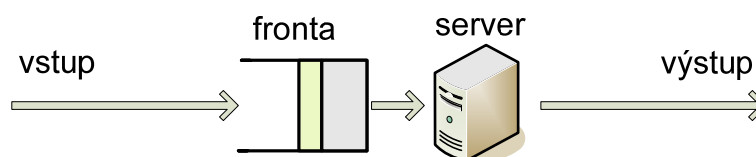
Při vyhodnocení výše uvedených pravděpodobností a jejich začlenění do pravděpodobnostního modelu nelze zapomínat na časové parametry. Pokud je pravděpodobnost provozu udávána pro jednotlivé minuty, je třeba, v případě testování pravděpodobnosti příchodu rámce na linkovou vrstvu v každém timeslotu, její hodnotu odpovídajícím způsobem snížit.

## 5 Teorie front

Teorie front statisticky popisuje standardní jevy probíhající v každodenním životě. Využití této teorie má ovšem obrovský význam při využití v telekomunikacích. Všude, kde existuje více požadavků na službu, než kolik jich může být v jedné chvíli uspokojeno, všude tam se dá teorie front uplatnit. Pro uživatele počítačové sítě ale třeba i pro zákazníka čekajícího u pokladny v supermarketu je ideální stav takový, kdy jsou všechny jeho požadavky uspokojeny okamžitě a bez čekání. Pro provozovatele by však poskytování tak kvalitních služeb bylo velmi nákladné a často i nereálné. Pro optimální návrh je proto třeba každý systém včetně vstupů a výstupů podrobně popsat, a pomocí odpovědí, které poskytuje teorie front navrhnout nejvhodnější konfiguraci. Závěry plynoucí z teorie front budou využity při vytvoření nového matematického modelu Distribuované koordinační funkce.

### 5.1 Klasifikace systémů front

Nejjednodušším systémem je systém obsluhy s jednou frontou. Tento systém je schematicky zobrazen na Obr. 5.1. Požadavek, v našem příkladu datová jednotka, vstupuje do systému, v případě nutnosti vyčkává ve frontě, dále je zpracován serverem a odeslán na výstup systému.



**Obr. 5.1:** Systém jedné fronty

Fronta, popsaná v předchozím textu je velmi jednoduchá. Při jednoduché úrovni modelování příchodů a obsluhy často není nutné využít žádný systém. Je ale samozřejmé, že existují mnohem složitější příklady, u kterých je systematický popis velmi vhodný. Základ teorie front byl zpracován již během poloviny 20. století Davidem Kendallem na Cornell University. Kendall zavádí pro klasifikaci front následující označení [20][21][22]:

$$A/B/n, \tag{24}$$

kde  $A$  charakterizuje statistické rozložení intervalu mezi příchody jednotlivých požadavků,  $B$  obdobným způsobem charakterizuje systém obsluhy z časového hlediska a  $n$  odpovídá počtu paralelních kanálů, podílejících se na zpracování požadavků. Později byla tato klasifikace shledána jako nedostačující a rozšířena [23] do tvaru

$$A/B/X/Y/Z, \tag{25}$$

kde  $X$  odpovídá  $n$ ,  $Y$  odpovídá maximálnímu počtu požadavků, které mohou být v jednom okamžiku v systému, a  $Z$  odpovídá způsobu organizace systémem.

Další prameny [22] ještě dále rozšiřují tuto klasifikaci do tvaru

$$A/B/X/Y/S/Z, \tag{26}$$

kde  $S$  odpovídá celkovému počtu požadavků. Značení konkrétních položek se u jednotlivých zdrojů [20][21][22][23] mnohdy i značně liší, avšak jejich umístění je neměnné. V následujícím textu bude využita syntaxe i model znázorněný ve (25).

V mnoha případech postačí pro dostatečný popis systému původní Kendallův návrh (24). Pro vstup původně navrhl Kendall tato rozložení:

D (deterministické):

$$A(u) \equiv 0(u < a); \quad A(u) \equiv 1(u \geq a), \tag{27}$$

M (exponenciální, Poissonovské, Markovské):

$$A(u) \equiv 1 - e^{-\frac{u}{a}}, \tag{28}$$

kde parametr  $a$  udává střední interval mezi příchody jednotlivých požadavků. Deterministický vstup odpovídá stavu, kdy požadavky přicházejí do systému s pravidelnými intervaly, náhodný vstup počítá, jak již vyplývá z jeho pojmenování, s náhodným příchodem požadavků. Třetí možností je definice Erlangovského typu vstupu, který je definován jako rozložení

$E_k$  (Erlangovské):

$$dA(u) \equiv \frac{\left(\frac{k}{a}\right)^k}{\Gamma(k)} e^{-\frac{ku}{a}} u^{k-1} du, \quad (29)$$

kde  $k$  udává, že vstup do systému je povolen pouze každému  $k$ -tému požadavku. Erlangovský model odpovídá náhodnému modelu v okamžiku, kdy  $k = 1$  a blíží se náhodnému ve chvíli, kdy  $k$  směřuje k nekonečnu. Pro parametr  $a$  vychází z předpokladu, že  $E(u) = a$ ;  $0 < a < \infty$ .

Pro určení statistického rozložení intervalů mezi příchody jednotlivých požadavků se užívá ustálených symbolů a také byla zavedena další rozložení.

**Tab. 5.1.** Rozložení vstupních intervalů

$M$	Exponenciální (Markovský, Poissonovský systém)
$D$	Deterministické
$E_k$	Erlangovské ( $E_1 = M$ )
$H_n$	Hyperexponenciální
$PH$	Fázové
$GI$	Nezávislé příchody
$G$	Obecné. Libovolné jiné rozložení než předchozí typy

## 5.2 Systém obsluhy s jednou frontou

Pro svou relativní jednoduchost je, tam, kde je to možné, nejčastěji využívaným systémem pro popis reálných implementací systém jedné fronty typu  $M/M/n$ . Nejprve budeme uvažovat systém  $M/M/1$ , který vychází z následujících předpokladů: Vstupní tok je poissonovský proces a doba, za kterou server zpracuje příchozí zprávy je náhodná s exponenciálním rozložením.

### 5.2.1 Poissonovský proces

Nejprve je nutno definovat intenzitu vstupního toku, v anglické literatuře nazývanou také střední intenzitou příchodu. Při definici lze vycházet z předpokladu, že v určitém časovém intervalu  $(t_1, t_2)$  přijde do systému  $n$  požadavků. Intenzita vstupního toku je pak definována vztahem

$$\lambda = \frac{n}{t_2 - t_1} = \frac{n}{T}. \quad (30)$$

Poissonovský proces vychází z předpokladů, že

$$p_{1p}([t, t + \Delta t]) = \lambda \Delta t, \quad (31)$$

$$p_{0p}([t, t + \Delta t]) = 1 - \lambda \Delta t, \quad (32)$$

$$p_{np}([t, t + \Delta t]) = 0, \quad (33)$$

kde  $\lambda$  je intenzitou vstupu systému a  $n$  značí počet příchozích požadavků do systému větší než jedna. Poté  $p_{0p}$  značí pravděpodobnost, že v uvedeném časovém intervalu nepříjde žádný požadavek,  $p_{1p}$  značí pravděpodobnost, že v časovém intervalu  $(t, t + \Delta t)$  přijde do systému právě jeden požadavek,  $p_{np}$  určuje pravděpodobnost, že do systému přijde v daném časovém intervalu více než jeden požadavek. Pro poissonovský model tedy platí, že v nekonečně malém časovém okamžiku může přijít vždy maximálně jeden požadavek.

Pravděpodobnost, že do systému přijde v časovém intervalu  $t$  právě  $n$  požadavků je určena vztahem

$$p_n(t) = \frac{(\lambda t)^n}{n!} e^{-\lambda t}, \quad (34)$$

a střední hodnota i rozptyl nabývají hodnot

$$\bar{n} = \sigma^2 = \lambda t. \quad (35)$$

### 5.2.2 Markovský systém

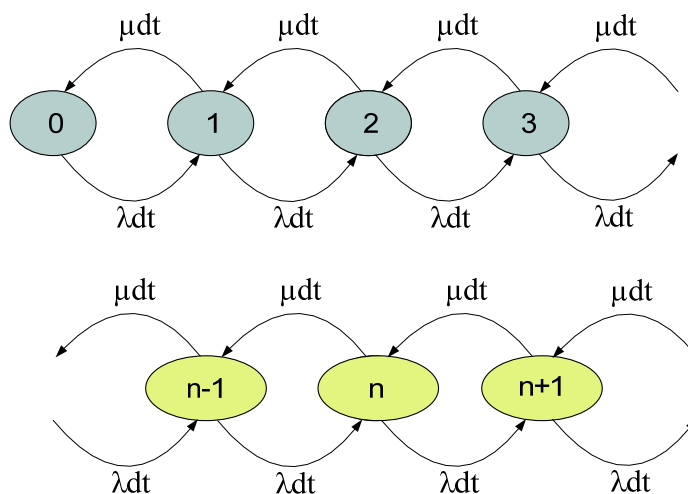
Pro definici Markovského systému je nutno nejprve definovat intenzitu vstupního toku (30) a také intenzitu obsluhy. Jedná se o náhodnou proměnnou s exponenciálním rozložením, která vyjadřuje průměrný počet jednotek, které jsou obslouženy za určitý časový interval. Jedná se o analogii intenzity vstupního toku. Intenzita obsluhy je definována vztahem

$$\mu = \frac{m}{t_2 - t_1} = \frac{m}{T}, \quad (36)$$

kde  $m$  je počet obslužených požadavků a  $T$  je časový interval. Při popisu systému může být také užitečná střední doba obsluhy, definovaná jako

$$\bar{t} = \frac{1}{\mu}. \quad (37)$$

Z výše uvedeného lze odvodit stavový diagram systému  $M/M/1$ .



**Obr. 5.2:** Stavový diagram systému  $M/M/1$

Příchod nebo obslužení požadavku jsou nezávislé jevy. Z diagramu na Obr. 5.2 tedy vyplývají následující možnosti přechodů:

- Do systému přijde jeden požadavek a jeden požadavek bude obslužen

$$p_{11}(dt) = \lambda dt \cdot \mu dt = \lambda \mu dt^2, \quad (38)$$

- do systému přijde jeden požadavek a žádný nebude obslužen

$$p_{10}(dt) = \lambda dt \cdot (1 - \mu dt) = \lambda dt - \lambda \mu dt^2 \cong \lambda dt, \quad (39)$$

- do systému nepřijde žádný požadavek a jeden bude obslužen

$$p_{01}(dt) = (1 - \lambda dt) \cdot \mu dt = \mu dt - \lambda \mu dt^2 \cong \mu dt, \quad (40)$$

- do systému nepřijde žádný požadavek a žádný nebude obslužen

$$p_{00}(dt) = (1 - \lambda dt) \cdot (1 - \mu dt) = 1 - (\lambda + \mu)dt + \lambda \mu dt^2 \cong 1 - (\lambda + \mu)dt. \quad (41)$$

Protože jsou vyčerpány všechny možnosti, je zřejmé, že

$$p_{00} + p_{01} + p_{10} + p_{11} = 1 \quad (42)$$

Že v systému zůstane zachován stejný počet požadavků lze vyjádřit pravděpodobností situace, za které nepřijde žádný požadavek a žádný nebude obslužen nebo přijde jeden požadavek a jeden bude obslužen. Jedná se tak o sjednocení pravděpodobností  $p_{00}$  a  $p_{11}$  z (38) a (41)

$$p_x = p_{00} + p_{11} = 1 - (\lambda + \mu)dt + \lambda \mu dt^2 + \lambda \mu dt^2 = 1 - (\lambda + \mu)dt + 2\lambda \mu dt^2. \quad (43)$$

Tento vztah lze zjednodušit na

$$p_x = 1 - (\lambda + \mu)dt + 2\lambda \mu dt^2 \cong 1 - (\lambda + \mu)dt. \quad (44)$$

Pro speciální případ, kdy na počátku není v systému žádný požadavek, lze pro zachování stavu s nezměněným počtem požadavků v systému uvažovat jen o pravděpodobnosti, že žádný požadavek nepřijde. To lze vyjádřit vztahem

$$p_0(dt) = 1 - \lambda dt. \quad (45)$$

Vše lze tedy mnohem snadněji vyjádřit v maticovém tvaru

$$M = \begin{bmatrix} p_0 & p_{10} & 0 & 0 & 0 & \dots \\ p_{01} & p_{11} + p_{00} & p_{10} & 0 & 0 & \dots \\ 0 & p_{01} & p_{11} + p_{00} & p_{10} & 0 & \dots \\ 0 & 0 & p_{01} & p_{11} + p_{00} & p_{10} & \dots \\ 0 & 0 & 0 & p_{01} & \dots & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \end{bmatrix}. \quad (46)$$

Po dosazení lze, s velmi malým vlivem na přesnost výpočtu, výrazně zvýšit přehlednost matice a snadnost výpočtu zanedbáním členů s  $dt^2$

$$M = \begin{bmatrix} 1 - \lambda dt & \lambda dt & 0 & 0 & 0 & \dots \\ \mu dt & 1 - (\lambda + \mu) dt & \lambda dt & 0 & 0 & \dots \\ 0 & \mu dt & 1 - (\lambda + \mu) dt & \lambda dt & 0 & \dots \\ 0 & 0 & \mu dt & 1 - (\lambda + \mu) dt & \lambda dt & \dots \\ 0 & 0 & 0 & \mu dt & \dots & \dots \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \end{bmatrix}. \quad (47)$$

Matice M se nazývá Markovská matice přechodů a pro systém M/M/1 se jedná se o nekonečnou trojřádkovou matici.

### 5.2.3 Intenzita provozu

Jestliže je známa intenzita vstupního toku a intenzita obsluhy, lze z těchto dvou parametrů odvodit vztah pro intenzitu provozu

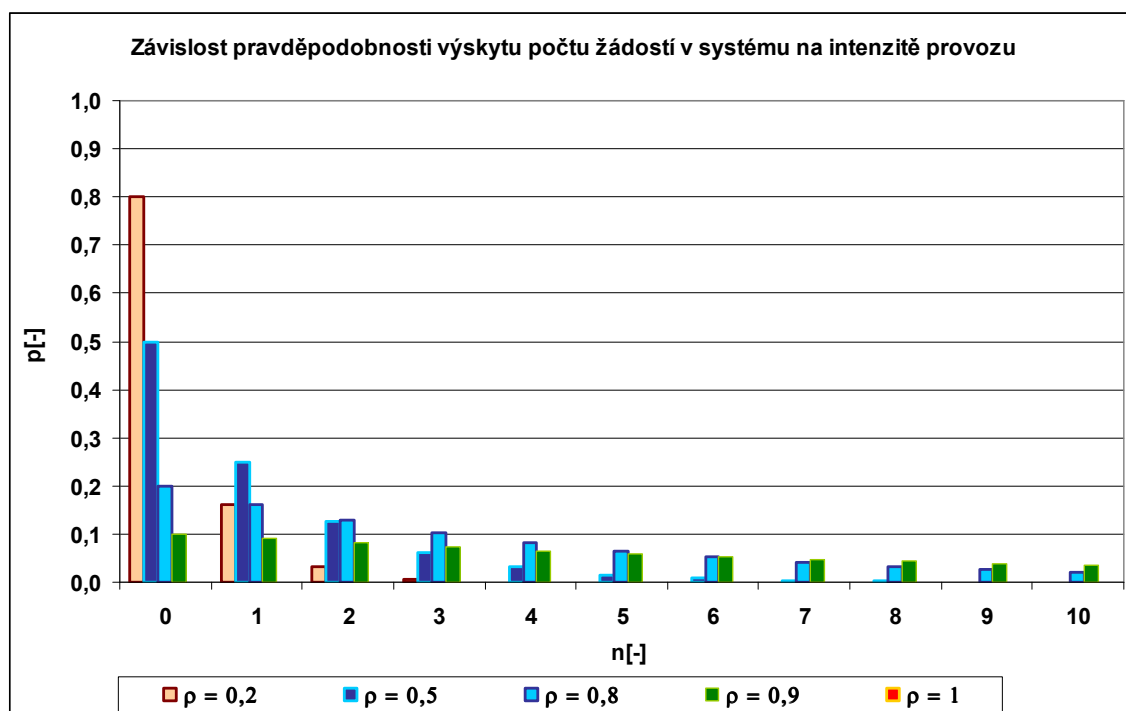


$$\rho = \frac{\lambda}{\mu}. \quad (48)$$

Jednoduchou úvahou by bylo možno odvodit, že pokud bude intenzita provozu nižší než 1, bude za nekonečně dlouhý časový interval v systému 0 požadavků a pokud vyšší než 1, bude za nekonečně dlouhý časový interval požadavků nekonečně mnoho. Ve skutečnosti existuje pravděpodobnost, že v systému bude v libovolný okamžik kromě počátku právě  $n$  požadavků. Tato pravděpodobnost se dá vyjádřit vztahem

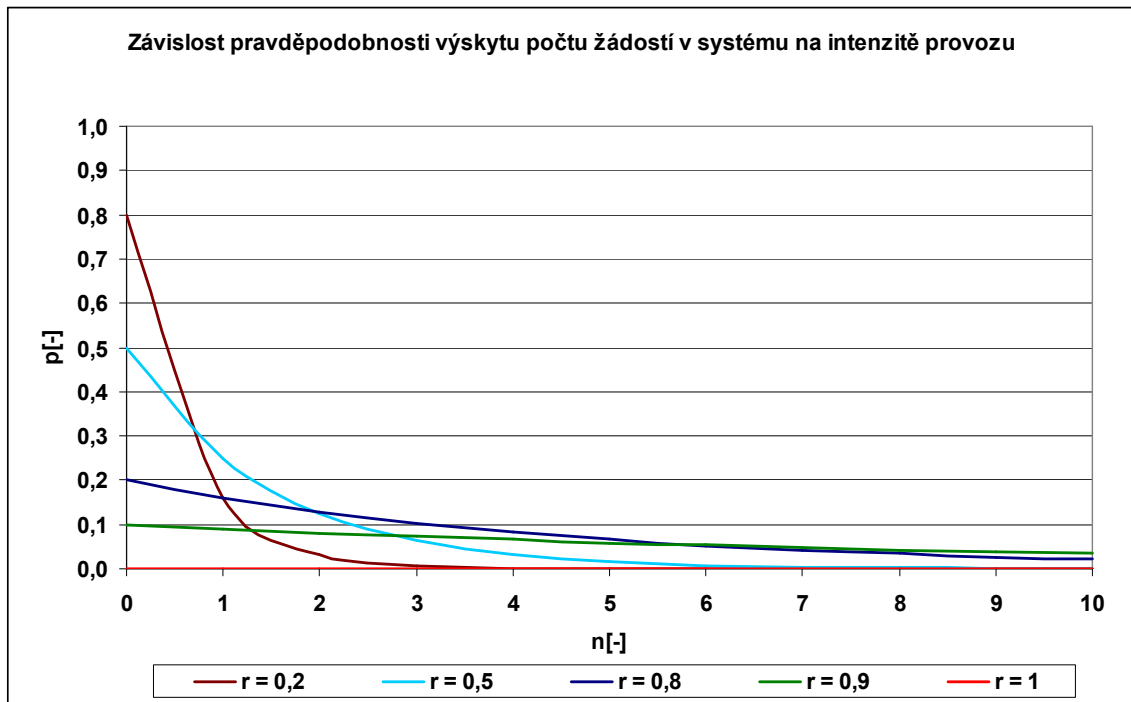
$$p_n = \rho^n (1 - \rho). \quad (49)$$

Pomocí (49) lze určit pravděpodobnost výskytu  $n$  žádostí v systému pro různá  $\rho$ . Na Obr. 5.3 je tato pravděpodobnost znázorněna pro hodnoty intenzity provozu 0,2; 0,5; 0,8; 0,9 a 1. Pokud je intenzita provozu rovna 1, je fronta s neomezenou velikostí zcela plná a pravděpodobnost fronty s jinou než nekonečnou velikostí je tedy nulová [25].



Obr. 5.3: Závislost pravděpodobnosti výskytu počtu žádostí v systému na intenzitě provozu

Přestože je pravděpodobnost určitého počtu žádostí v systému diskrétní veličinou, je na Obr. 5.4 znázorněna také jako spojitá. Toto znázornění je sice ve své podstatě nesprávné, neboť  $n$  leží v intervalu přirozených čísel, nicméně je mnohem názornější.



**Obr. 5.4:** Závislost pravděpodobnosti výskytu počtu žádostí v systému na intenzitě provozu

Pomocí výše uvedených vztahů a průběhů lze stanovit počet požadavků a pravděpodobnost, se kterou se právě tento počet požadavků v systému nachází. Pokud přihlédneme k předchozím závěrům, které byly stanoveny v kapitole 4, jedná se tedy o počet stanic v systému, které se chystají odesílat data a čekají na uvolnění média, případně na okamžik, ve kterém budou moci vygenerovat interval nový odpočítávání, ať už se jedná o vygenerování první nebo po předchozí kolizi.

## 6 Nový matematický model Distribuované koordinační funkce

V kapitole 4 bylo dokázáno, že pravděpodobnost kolize není nezávislou veličinou a závisí nejen na počtu předchozích kolizí, ale i na počtu stanic, které se snaží o vysílání v jeden okamžik. Proto je nutné připravit nový model, který bude tento stav reflektovat. Ten již zákonitě nemůže počítat se stavem každé stanice zvlášť, ale na stav celého systému jako celku.

Při vytvoření matematického modelu Distribuované koordinační funkce je výhodné vyjít ze závěrů předchozích kapitol a z nalezených řešení následně sestavit celkový model, zohledňující nejen pravděpodobnost kolize samotné, ale i pravděpodobnost vysílání datové jednotky. Pro jednotlivé služby bude samozřejmě nutné také parametricky stanovit intenzitu provozu. Budou nastíněny a analyzovány dvě možnosti, vyhodnocena jejich přesnost a na základě porovnání se simulací, která se blíží reálnému provozu, bude nalezen ideální model, který bude optimální kombinací počtu údajů, které je nutno uchovávat, a přesnosti simulace.

Nejprve bude ale nutno, na základě závěrů z předchozích kapitol, sestavit model pravděpodobnosti příchodu datové jednotky na linkovou vrstvu.

### 6.1 Stanovení intenzity provozu z pravděpodobnosti příchodu datové jednotky na linkovou vrstvu

Pro vyhodnocení pravděpodobnosti příchodu datové jednotky na linkovou vrstvu a stanovení intenzity provozu bude využito závěrů z předešlého textu.

Jelikož celý systém, tvořený bezdrátovým přístupovým bodem a klientskými stanicemi, sdílí společné médium, je možno na něj nahlížet jako na systém obsluhy s jednou frontou.

V předchozím textu byl zaveden pojem *intenzita provozu* definovaný jako podíl intenzity vstupního toku a intenzity obsluhy (48). V případě adaptace těchto předpokladů na problematiku bezdrátových sítí lze intenzitu vstupního toku nahradit pravděpodobností příchodu datové jednotky na linkovou vrstvu a intenzitu obsluhy kapacitou systému v případě, že nedochází ke kolizím. Výsledná intenzita provozu bude tedy dána vztahem

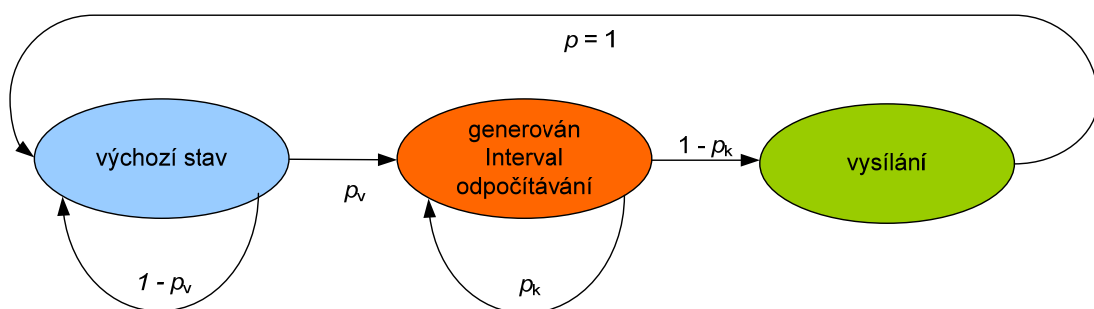
$$\rho = \frac{1 - p_k}{p_p}. \quad (50)$$

## 6.2 Model pravděpodobnosti kolize s nižší složitostí (Model A)

Adaptaci závislostí, odvozených v kapitole 4, je nutno provést s ohledem na dosažení maximální přesnosti modelu a zároveň co největší jednoduchosti. Model, který by sledoval aktuální velikost intervalu soutěžení pro všechny stanice, sídlící společné médium, je velmi složitý, protože je nutné uchovávat velké množství dat. Oproti tomu model, který by žádným způsobem nerefletoval aktuální stav bezdrátové stanice, by byl na druhou stranu velmi nepřesný.

Proto bylo rozhodnuto, že nový model distribuované koordinační funkce bude pracovat s aktuální velikostí intervalu  $w$ , tedy velikosti intervalu, ze kterého je volen interval odpočítávání. Pro jeho úspěšnou implementaci je tedy třeba uchovávat pro každou ze stanic jen informace o počtu předchozích kolizí, z které lze odvodit velikost intervalu  $w$ . Výsledný stav všech bezdrátových stanic bude tedy popsán vektorem hodnot a možnost kolize bude vyhodnocována vždy, když bude nutno generovat nový interval soutěžení.

Jak již bylo předesláno výše, model kolize Distribuované koordinační funkce bude vypadat následovně:



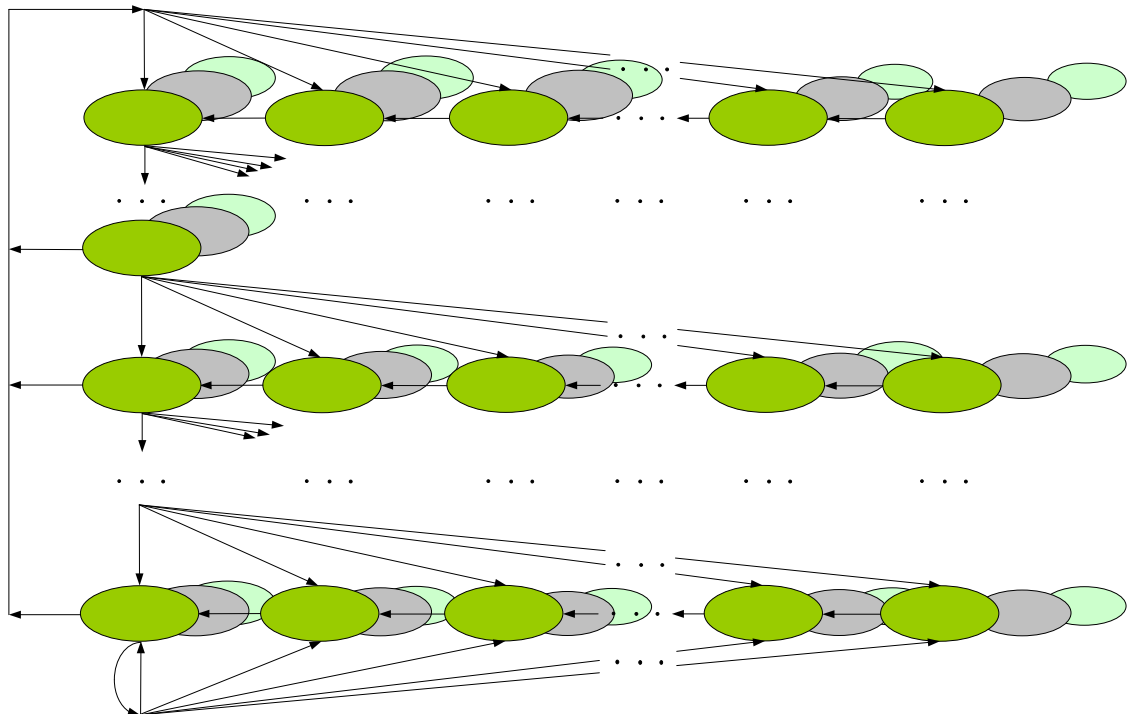
**Obr. 6.1:** Základní pravděpodobnostní model Distribuované koordinační funkce

V tomto případě bude pravděpodobnost kolize vyhodnocována pomocí vztahu

$$p_k(n, w_n) = 1 - \prod_{i=0}^{n-1} \frac{(w_i - i)}{w_i}, \quad (51)$$

### 6.3 Model pravděpodobnosti kolize s větší složitostí (Model B)

Narozdíl od dvourozměrného Bianchiho modelu (Obr. 4.3) je nutné zavést model trojrozměrný (Obr. 6.2), který by sledoval aktuální velikost intervalu soutěžení pro všechny stanice.



**Obr. 6.2:** Náčrt trojrozměrného modelu

Pravděpodobnost kolize bude tedy v tomto případě vyhodnocena podle vztahu

$$p_k(n, w_{n-1}) = 1 - \prod_{i=0}^{n-1} \frac{(w_i - i)}{w_i} + p_{kg \max} - \left( 1 - \prod_{i=0}^{n-1} \frac{(w_i - i)}{w_i} \cdot p_{kg \max} \right). \quad (52)$$

## 6.4 Porovnání navržených metod

### 6.4.1 Parametry simulace

Pro ověření navržených metod bylo použito srovnání s reálnou simulací, která byla vytvořena jako komplexní testovací platforma na bázi prostředí JavaSE. Toto simulační prostředí umožňuje vygenerovat uživatelem určený počet stanic, namapovat na tyto stanice odpovídající druh provozu spolu se všemi nutnými parametry po spuštění simulace vyhodnotit celou řadu parametrů. Nejdůležitější je pravděpodobnost kolize vždy, když dojde k příchodu nového rámce na linkovou vrstvu. Samozřejmostí je sledování aktuální velikosti intervalu odpočítávání, počtu předchozích neúspěšných pokusů a podobně. Stejně tak lze do testovacího systému implementovat také možnost vyhodnocení pravděpodobnosti kolize v každém okamžiku, kdy je generován nový interval odpočítávání.

Při simulaci samotné ke kolizi dojde nebo nedojde, nelze předpokládat jiný stav. Pravděpodobnost kolize může být určena právě jednou z metod. Zda jsou tyto metody dostatečně přesné lze tedy vyhodnotit jen statisticky. To znamená, že v každém okamžiku, kdy je generován nový interval odpočítávání, je zaznamenáno, zda ke kolizi došlo nebo ne, a také je zaznamenána vypočtená hodnota pravděpodobnosti kolize pro daný případ. Pro získání reprezentativního vzorku dat je poté nejvhodnější provést dlouhou simulaci, která zaručí dostatečný počet vzorků. Po dokončení simulace je možné porovnat průměrnou hodnotu pravděpodobnosti kolize tak, jak byla určena modelem s pravděpodobností kolize vypočtenou jako poměr mezi úspěšně přenesenými pakety a počtem kolizí. Pro ověření metody bude vybráno několik scénářů s různým počtem stanic s různým charakterem provozu. Pro větší vypovídací schopnost simulace bude simulován na každé ze stanic pouze jeden druh provozu. Každý ze scénářů byl tvořen 100 000 timesloty. Všechny výsledky pro každou z iterací scénáře byly shromážděny naráz pro obě metody i stav odpovídající reálnému tak, aby byly výsledky co nejvíce relevantní.

Tab. 6.1: Testovací sestava 1

Číslo stanice	Provoz VoIP		Provoz HTTP	Další provoz	
	$\rho_{p1}$	$\rho_{pt}$		$\rho_{p1}$	$\rho_{pt}$
0	0,01	0,80	NE	NE	NE
1	0,03	0,30	NE	NE	NE
2	NE	NE	ANO	NE	NE
3	NE	NE	NE	0,03	0,25
4	NE	NE	NE	0,05	0,40

**Tab. 6.2:** Testovací sestava 2

Číslo stanice	Provoz VoIP		Provoz HTTP	Další provoz	
	$\rho_{p1}$	$\rho_{pt}$		$\rho_{p1}$	$\rho_{pt}$
0	0,01	0,80	NE	NE	NE
1	0,03	0,30	NE	NE	NE
2	0,04	0,20	NE	NE	NE
3	NE	NE	ANO	NE	NE
4	NE	NE	ANO	NE	NE
5	NE	NE	NE	0,03	0,25
6	NE	NE	NE	0,04	0,30
7	NE	NE	NE	0,05	0,35
8	NE	NE	NE	0,08	0,40
9	NE	NE	NE	0,10	0,50

**Tab. 6.3:** Testovací sestava 3

Číslo stanice	Provoz VoIP		Provoz HTTP	Další provoz	
	$\rho_{p1}$	$\rho_{pt}$		$\rho_{p1}$	$\rho_{pt}$
0	0,01	0,80	NE	NE	NE
1	0,03	0,30	NE	NE	NE
2	0,04	0,20	NE	NE	NE
3	0,05	0,30	NE	NE	NE
4	0,08	0,40	NE	NE	NE
5	NE	NE	ANO	NE	NE
6	NE	NE	ANO	NE	NE
7	NE	NE	ANO	NE	NE
8	NE	NE	ANO	NE	NE
9	NE	NE	ANO	NE	NE
10	NE	NE	NE	0,03	0,25
11	NE	NE	NE	0,04	0,30
12	NE	NE	NE	0,05	0,35
13	NE	NE	NE	0,08	0,40
14	NE	NE	NE	0,10	0,50

## 6.4.2 Výsledky simulace

Pro jednotlivé testovací scénáře i oba modely výpočtu pravděpodobnosti kolize jsou relevantní výsledky zobrazeny v Tab. 6.4, Tab. 6.5 a Tab. 6.6.

**Tab. 6.4:** Výsledky pro testovací sestavu 1, hodnoty pravděpodobnosti kolize pro Metodu A, Metodu B a hodnoty zjištěné simulací

Číslo pokusu	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Metoda A	0,0626	0,0605	0,0641	0,0628	0,0510	0,0476	0,0580	0,0538	0,0601	0,0651
Metoda B	0,0972	0,1088	0,1101	0,1144	0,0916	0,0773	0,0965	0,1004	0,1100	0,1103
Reálná	0,0805	0,0949	0,0932	0,0971	0,0984	0,0820	0,0803	0,0993	0,0909	0,0845

**Tab. 6.5:** Výsledky pro testovací sestavu 2, hodnoty pravděpodobnosti kolize pro Metodu A, Metodu B a hodnoty zjištěné simulací

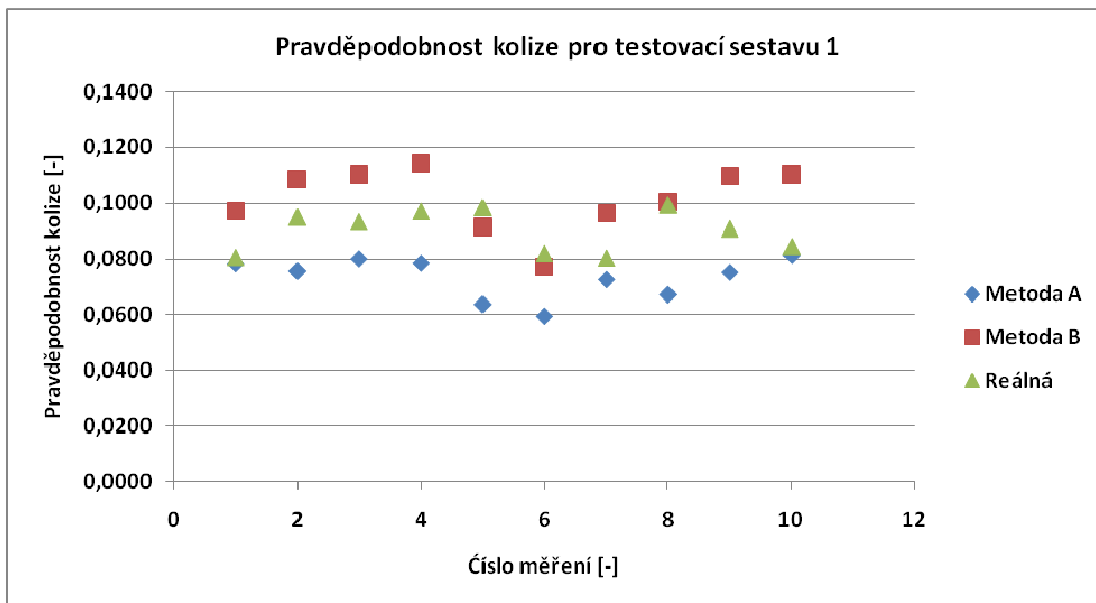
Číslo pokusu	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Metoda A	0,1187	0,1171	0,0973	0,1219	0,1147	0,1055	0,1127	0,1269	0,0669	0,0977
Metoda B	0,1396	0,1428	0,1219	0,1411	0,1354	0,1311	0,1398	0,1533	0,0892	0,1265
Reálná	0,1373	0,1351	0,1286	0,1243	0,1241	0,1441	0,1505	0,1448	0,1250	0,1320

**Tab. 6.6:** Výsledky pro testovací sestavu 3, hodnoty pravděpodobnosti kolize pro Metodu A, Metodu B a hodnoty zjištěné simulací

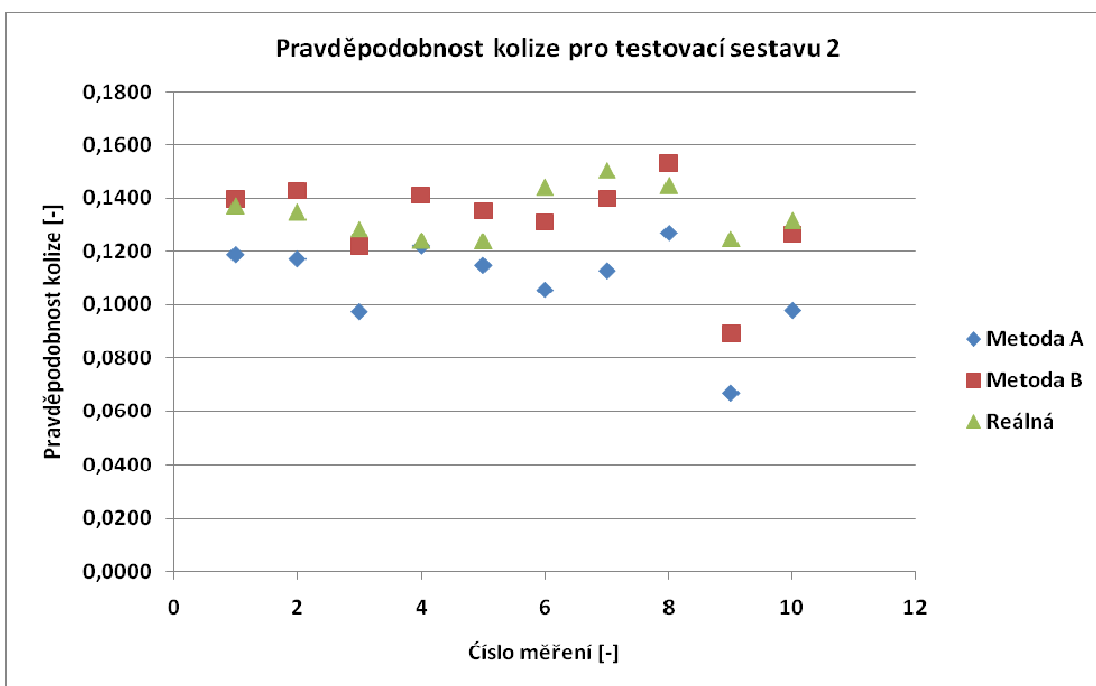
Číslo pokusu	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
Metoda A	0,1910	0,1772	0,0675	0,1446	0,1706	0,1934	0,1684	0,1927	0,1846	0,1631
Metoda B	0,2163	0,1969	0,1339	0,1665	0,1967	0,2169	0,1934	0,2159	0,2109	0,1877
Reálná	0,1814	0,1534	0,1622	0,1760	0,1666	0,1699	0,1704	0,1610	0,1742	0,1535

Naměřené hodnoty jsou porovnány také v grafech na Obr. 6.3, Obr. 6.4 a Obr. 6.5.

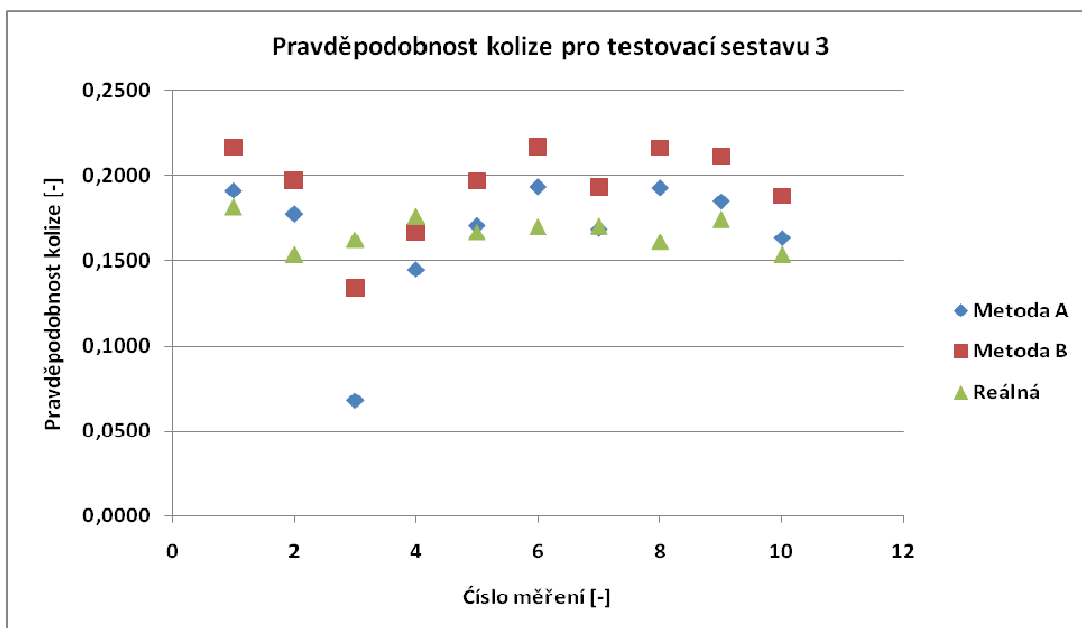




Obr. 6.3: Výsledky pro testovací sestavu 1



Obr. 6.4: Výsledky pro testovací sestavu 2



**Obr. 6.5:** Výsledky pro testovací sestavu 3

Při porovnání výsledků lze na první pohled dojít k závěru, že při menším počtu testovaných stanic je, dle očekávání, přesnější metoda B, tedy metoda složitější, při jejímž využití je počítáno s uchováním většího množství dat. Jednodušší metoda v tomto případě poskytuje nižší výsledky, než bylo očekáváno. Naopak při využití většího počtu stanic se stává paradoxně přesnější metodou metoda jednodušší, která nepočítá s uchováním tak velkého počtu informací o bezdrátových stanicích a pro testovací sestavu 3 s patnácti stanicemi je již přesnější. Tento překvapivý výsledek s největší pravděpodobností dán nepřesností, kterou do metody B zanáší fakt zmíněný již v teoretické části, a sice že v případě, kdy již spolu dvě stanice potenciálně kolidují, tedy mají stejnou aktuální velikost intervalu odpočítávání, není tato skutečnost brána v potaz.

Pro přesnější zhodnocení bude ale výrazně lepší využít další metody porovnání. V Tab. 6.7 a Tab. 6.8 jsou porovnány střední hodnoty vyhodnocených pravděpodobností pro všechny tři testovací sestavy.

**Tab. 6.7:** Střední hodnoty

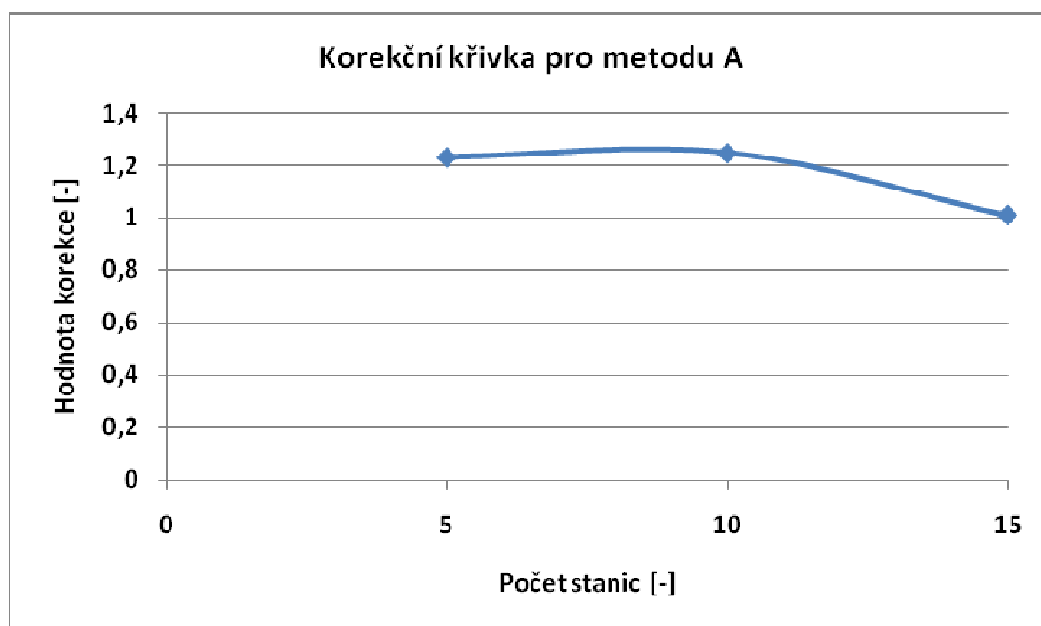
Testovací sestava	1	2	3
<b>Střední hodnota A</b>	0,0732	0,1020	0,1322
<b>Střední hodnota B</b>	0,1017	0,1321	0,1935
<b>Střední hodnota reálná</b>	<b>0,0901</b>	<b>0,1346</b>	<b>0,1668</b>

**Tab. 6.8:** Odchylka středních hodnot

Testovací sestava	1	2	3	průměr
Odchylka pro A	0,0169	0,0326	0,0346	0,0280
Odchylka pro B	-0,0116	0,0025	-0,0267	-0,0119

Důležitým parametrem udávajícím přesnost metody je také rozptyl. Ten bude, pro větší vypovídací schopnost, udán vždy vůči reálné hodnotě.

Z porovnání je zřejmé, že jednodušší Metoda A neoplývá při nižším počtu stanic velkou přesností. Přesto ale věrněji kopíruje křivku reálných hodnot. Také rozptyl od reálné veličiny je v jejím případě nižší. Proto je nutno vyvodit závěr, že Metoda A je po patřičných úpravách vhodnější. Tyto úpravy spočívají v nalezení korekční křivky, která bude, při nižším počtu stanic tím i nižším provozu, korigovat její nedostatky. Pro dané testovací sestavy a kombinace stanic by odpovídala korekční křivka byla zobrazená na Obr. 6.6 a tvořená hodnotami uvedenými v Tab. 6.9.

**Obr. 6.6:** Korekční křivka pro metodu A**Tab. 6.9:** Rozptyl jednotlivých simulačních metod

Testovací sestava	1	2	3
Počet stanic	5	10	15
Hodnota	1,231	1,247	1,009

## 6.5 Zhodnocení

Při porovnání výsledků dosažených pomocí obou metod lze uvést, že ačkoliv Metoda A dosahuje při použití větších absolutních odchylek od reálné hodnoty, na druhou stranu poskytuje nižší rozptyl a tím pádem i vyšší potenciální přesnost. Nepřesnosti, dané metodou A, lze částečně eliminovat pomocí korekční křivky, která je, případně bude, stanovena dle odchylky od reálných hodnot.

Pro simulace dějů probíhajících na linkové vrstvě je tedy více žádoucí využít metodu A, která, po patřičných korekcích, dokáže zajistit vysokou přesnost i spolehlivost výsledků. Metoda B je oproti tomu výrazně složitější a v základu sice může vést k přesnějším výsledkům, ovšem za cenu vyšší složitosti implementace.

## 7 Testovací platforma

Po vyvození závěrů z předchozí části je ještě nutno zmínit také testovací platformu, na které byly jednotlivé metody odzkoušeny.

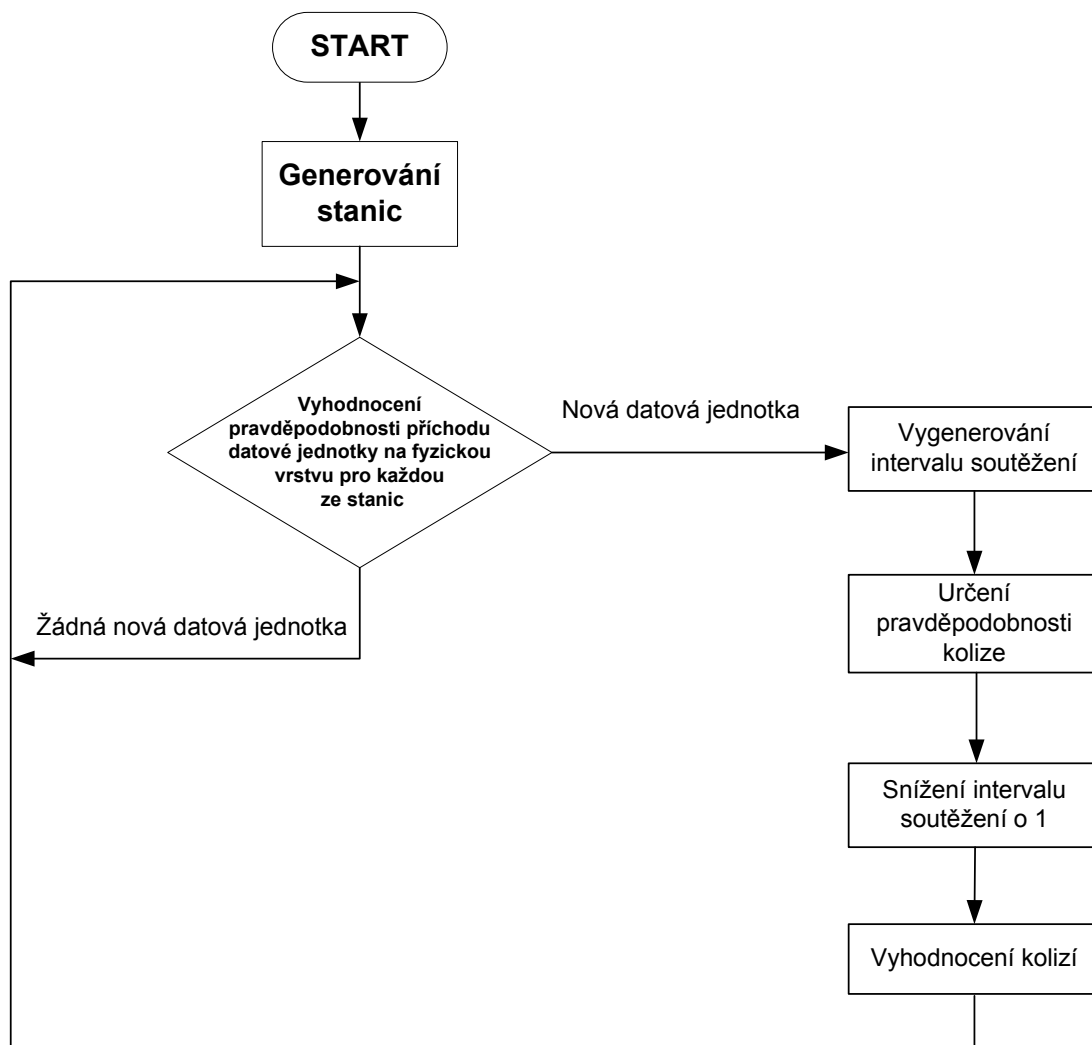
### 7.1 Simulační model Distribuční koordinační funkce pro síť 802.11

Simulační model Distribuované koordinační funkce má za cíl co nejpřesněji simulovat děje, probíhající na linkové vrstvě sítě 802.11. Pro základní využití není zapotřebí vyvíjet grafické rozhraní, jedná se tedy o nástroj pracující pouze v příkazové řádce.

Pro jasnou představu principu je na Obr. 7.1 uveden velmi zjednodušený stavový diagram simulačního prostředí.

Pro správnou funkci je nejprve nutno nastavit parametry bezdrátových stanic, charakter provozu, který přes ně bude směřovat a následně tyto stanice vygenerovat. Pro určení provozu a tedy pravděpodobnosti příchodu datové jednotky je samozřejmě využito závěrů z kapitoly 4.6.

Celá simulace se odehrává v rámci jednoho počítače, pro její úspěšné provedení tedy není nutná přímá práce s bezdrátovou sítí. Pro tyto účely by to nebylo ani vhodné, neboť bezdrátové sítě standardu 802.11 pracují v nelicencovaném pásmu a výsledky měření by tedy mohly být snadno ovlivněny nežádoucím rušením. Nebylo by ale vhodné fyzické měření na skutečných zařízeních zcela ztratovat. Pro jejich uskutečnění je ale třeba vytvořit vhodné podmínky, založené hlavně na velmi kvalitním odstínění prostor, ve kterých by se měření odehrávalo. Pro tak věrnou analýzu nebyly dostatečné podmínky. Panuje ovšem předpoklad, že navržený systém se kvalitou výsledků, které poskytuje, reálným podmínkám velice blíží.



Obr. 7.1. Diagram simulačního prostředí

## 7.2 Adaptační Network Time Protocol na aplikační vrstvu

Pokud by bylo možno navodit podmínky, umožňující provést exaktní měření na reálném systému, bylo by nutné připravit nejen měřicí prostředí, ale také bezdrátové stanice, na kterých by bylo prováděno. Pro analýzu v případě využití handoveru u pohybujících se stanic by bylo s velkou pravděpodobností využito některého z mobilních terminálů. Zde existuje docela silná pravděpodobnost využití některého z vyšších programovacích jazyků, který by neumožnil přímý přístup na síťovou vrstvu. Na druhou stranu by zajisté bylo nutno zajistit přesnou synchronizaci času mezi měřícími stanicemi tak, aby byly dosažené výsledky relevantní.

Modul, zajišťující přesnou synchronizaci systémových hodin mezi přístupovým bodem a klientským zařízením, musí nejen zajistit vysokou přesnost, ale také musí

dokázat pracovat za podmínek, které se ani zdaleka neblíží ideálním. Vlastnosti bezdrátového média jsou značně nevyzpytatelné a mohou způsobit značné kolísání zpoždění přenášených datových jednotek. Ještě mnohem horší situace nastává u sítí mobilních (GSM). Proto bylo rozhodnuto, že metoda, mající za úkol přesnou synchronizaci času, bude navržena a odzkoušena v síti, využívající technologii GPRS a až po jejím odladění na tomto systému bude nasazena na bezdrátové síti standardu 802.11, kde je zpoždění a jeho kolísání řádově nižší. Očekává se, že tento přístup k problému zajistí výbornou přesnost pro síť 802.11.

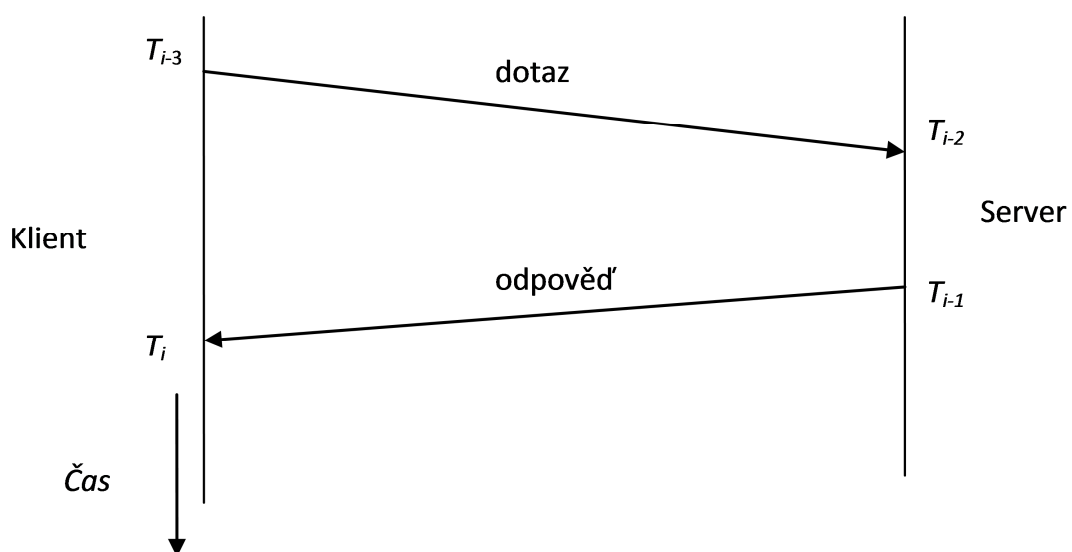
Při využití technologií pracujících v reálném čase (např. Voice over IP) je nejdůležitějším parametrem kolísání zpoždění v síti (jitter), ale také absolutní hodnota zpoždění jako taková. Pro zajištění podrobné analýzy kvantitativních časových parametrů kanálu je jako první krok nutno synchronizovat hodiny klienta s referenčním serverem. Při využití mobilních terminálů GSM jako koncového zařízení je ovšem přesná synchronizace času s referenčním zařízením velmi problematická. V drtivé většině případů nelze využít jiné možnosti komunikace, než pomocí datového kanálu. Zde nastávají problémy spočívající v malé spolehlivosti spojení a velké variabilitě zpoždění v síti.

Řešením je využití mnohonásobně opakovaných obousměrných měření, která vyloučí jak náhodné, tak i soustavné chyby měření. Pro počáteční testování byl vybrán postup vycházející z definice protokolu Network Time Protocol (NTP) [31][32]:

Pro výpočet zpoždění cyklu využívá NTP následující funkci:

$$\delta = (T_i - T_{i-3}) - (T_{i-1} - T_{i-2}) \quad (53)$$

kde  $T_i$ ,  $T_{i-1}$ ,  $T_{i-2}$  a  $T_{i-3}$  jsou časové proměnné definované na Obr. 7.2.



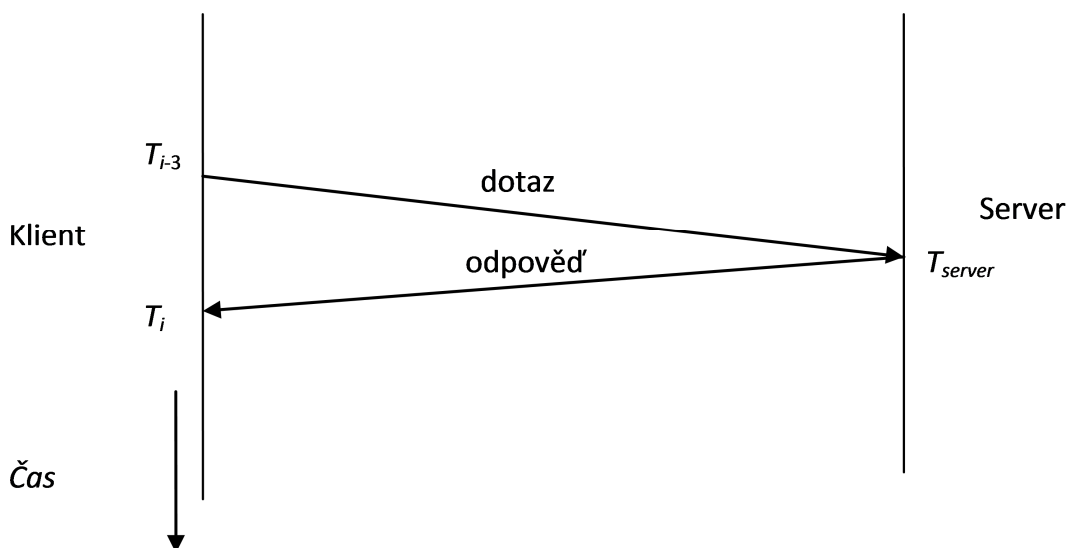
**Obr. 7.2.** Princip činnosti NTP [26].

Rozdíl v nastavení času dvou stanic je poté dán vztahem

$$\theta = \frac{(T_{i-2} - T_{i-3}) + (T_{i-1} - T_i)}{2} \quad (54)$$

Jelikož musí být celý systém adaptován na vyšší vrstvu, než síťovou, aby byla zajištěna interoperabilita mezi jednotlivými technologiemi, bylo rozhodnuto, že celý systém bude navržen a odzkoušen v jazyce Java. Spolu s tím je nutno adaptovat Network Time Protocol tak, aby byl schopen pracovat na aplikační vrstvě.

Pokud chceme NTP adaptovat na aplikační vrstvu tak, aby jej bylo možno využít při vývoji na platformě Java, která je pro vývoj univerzálních aplikací nejvíce vhodná a využívaná[1], lze narazit na několik problematických skutečností. Asi nejdůležitější je ta, že není možno zjistit opravdu přesný okamžik, ve kterém byl paket odeslán nebo přijat, protože Java nedovolí vývojáři přímo přistupovat k síťové vrstvě. Z principu činnosti a syntaxe jazyka také vyplývá, že nemá smysl využívat proměnné  $T_{i-2}$  a  $T_{i-1}$ , protože by obsahovaly stejnou hodnotu. Tyto dvě proměnné lze tedy v další práci zaměnit proměnnou jedinou,  $T_{server}$ .



**Obr. 7.3.** Zjednodušený algoritmus NTP.

Upravené vztahy pro zpoždění dotazu a časový rozdíl a následující odpovědi (např. u příkazu ping) vypadají následovně:



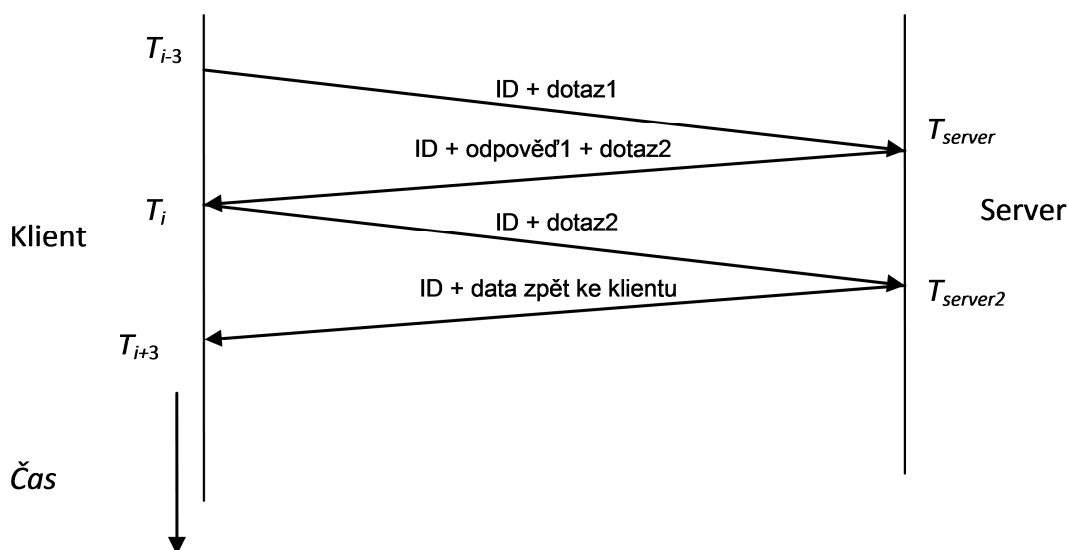
$$\delta_1 = (T_i - T_{i-3}) - (T_{server} - T_{server}) = T_i - T_{i-3} \quad (55)$$

$$\theta_1 = \frac{(T_{server} - T_{i-3}) + (T_{server} - T_i)}{2} = T_{server} - \frac{T_{i-3} + T_i}{2} = T_{server} - \frac{\delta_1}{2}, \quad (56)$$

### 7.3 Měření časových parametrů v sítích s velkým zpožděním

Využití poznatků, uvedených v předchozí kapitole, v sítích s velkým zpožděním a jeho velkou proměnlivostí, jako je GPRS, je velice obtížné. Zpoždění cyklu se pro GPRS většinou pohybuje v rozmezí 400 až 1200 ms a také velikost zpoždění ve směru klient – server oproti směru sever – klient se často velmi liší.

Proto byl navržen algoritmus (Obr. 7.4), respektující tyto problémy a zároveň také reflektující omezení plynoucí z nastavení služby GPRS, kdy mobilní operátoři standardně přidělují mobilním stanicím neveřejné IP adresy.



**Obr. 7.4.** Navržený algoritmus měření [26].

Tímto postupem, který využívá dvou cyklů, lze zajistit výsledky měření pro oba směry, tedy klient – server – klient a server – klient – server[30]. Druhé hodnoty pro zpoždění dotazu a nastavení hodin a lze poté určit jako

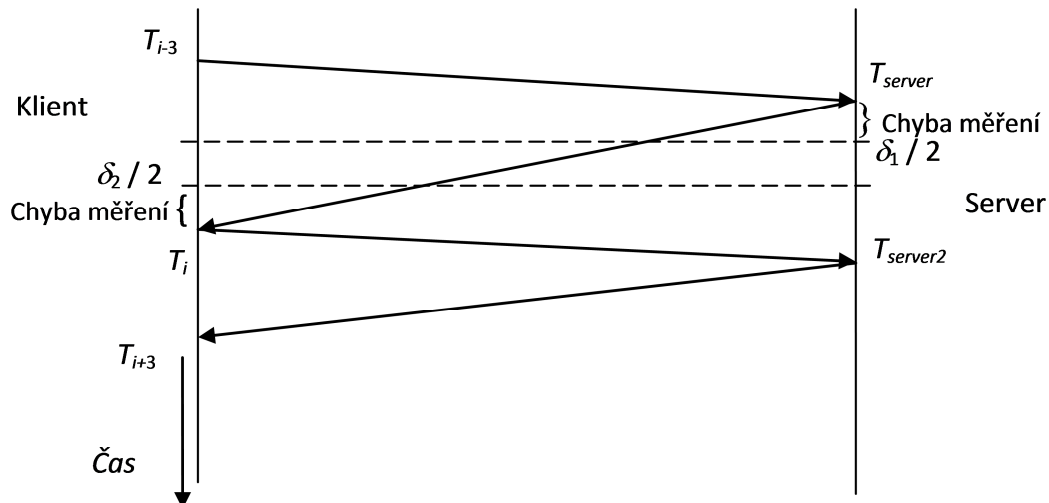
$$\delta_2 = (T_{server2} - T_{server}) - (T_i - T_i) = T_{server2} - T_{server}, \quad (57)$$

$$\theta_2 = \frac{(T_i - T_{server}) + (T_i - T_{server2})}{2} = T_i - \frac{T_{server} + T_{server2}}{2} = T_i - \frac{\delta_2}{2}. \quad (58)$$

S pomocí hodnot pro oba směry, získané téměř ve stejný okamžik bude možno částečně korigovat chyby vzniklé z omezení GPRS, jejichž výskyt je reálný také u sítě 802.11, vyvolané nestejnou dobou toku dat směrem k mobilnímu terminálu a od něj. Na Obr. 7.5 jsou znázorněny hodnoty  $\delta_1$  a  $\delta_2$  tak, jak jsou vyhodnoceny podle vztahů (55) a (57). Tyto hodnoty jsou následně využity ve vztazích pro zjištění časového rozdílu (56) a (58), přičemž je do celého výpočtu vložena výrazná chyba.

Tato chyba ale může být do značné míry eliminována ve chvíli, kdy je použit právě obousměrný algoritmus měření a výsledné hodnoty  $\theta_1$  a  $\theta_2$  jsou zprůměrovány. Zároveň je možné vzorky, vzniklé pomocí značně odlišných hodnot zpoždění, eliminovat

$$\theta = \frac{\theta_1 + \theta_2}{2}. \quad (59)$$



**Obr. 7.5.** Chyby vyvolané nestejnou rychlostí přenosu v jenom směru.

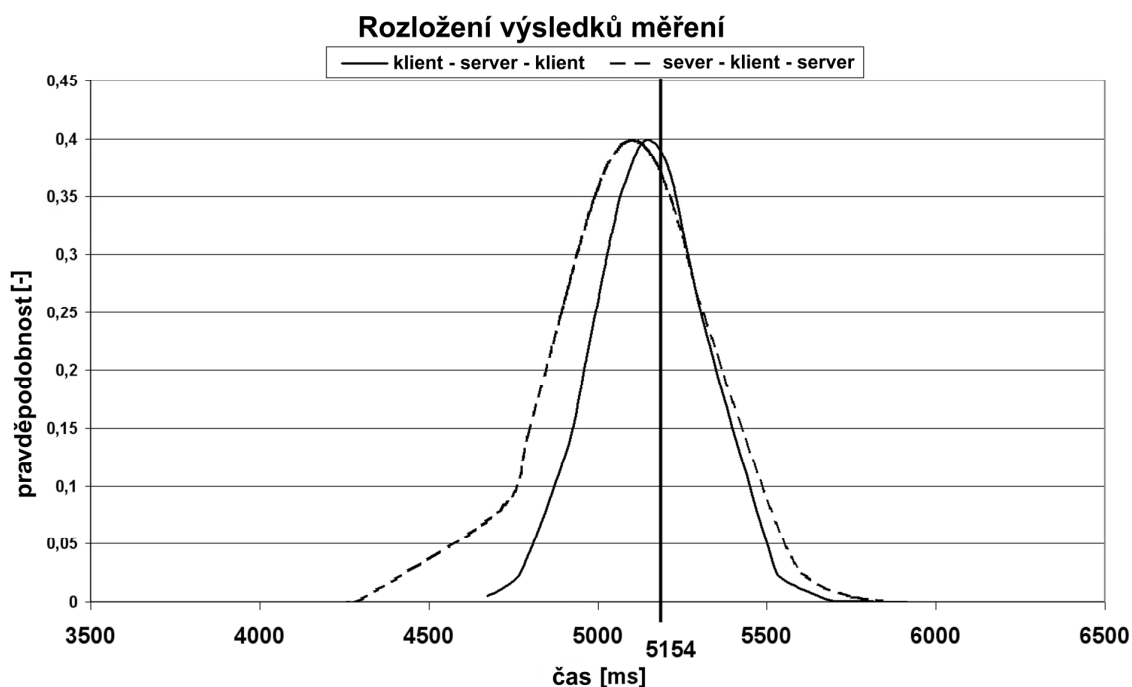
## 7.4 Ověření algoritmu pro GPRS a interpretace výsledků

Postup byl teoreticky ověřen, kdy byly vzorky náhodně zvoleny z poměrně širokého intervalu, které teoreticky odpovídaly hodnotám, získaných pomocí připojení přes GPRS a byl určen poměr mezi časem uploadu a downloadu jiný než 1. Bylo zjištěno, že v těchto podmínkách algoritmus funguje velmi dobře, a dále, že v zájmu dosažení přesnosti v jednotkách milisekund není vhodné využít nižší počet vzorků než cca 70 až 100.

Pro experimentální analýzu problému a potvrzení teoretických předpokladů byla vyvinuta typu klient – server aplikace na platformě JavaSE, která využívá principu popsaného výše. Pro komunikaci byl zvolen protokol UDP, neboť spolehlivý přenos TCP, s opakovaným vysíláním ztracených nebo chybných datových jednotek, by byl pouze na obtíž a vnášel by do měření hrubé chyby.

Za pomoci výše zmíněné aplikace a využití mobilního připojení bylo provedeno několik měření, která ukázala, že technologie GPRS disponuje velice specifickými vlastnostmi, které značně ovlivňují popsaný algoritmus měření a způsobují nepřesnosti při stanovení doby zpoždění a kolísání zpoždění. Některá měření určila rozdíl v nastavení času mezi stanicemi velmi přesně (s chybou v jednotkách milisekund), avšak některá byla zatížena chybou téměř v řádu stovek milisekund. Tyto nepřesnosti je ale možné částečně korigovat za pomoci vztahu (59) a dále pak s využitím statistického vyhodnocení naměřených hodnot [30]. Díky obousměrnému měření lze vyřadit vzorky, pro které je doba toku paketu jedním směrem výrazně odlišná od směru druhého. Po vyřazení nepohodlných vzorků je nejspolehlivější metodou, jak se přiblížit ke správnému výsledku, využít pro výběr nejpravděpodobnějšího výsledku ze souboru hodnot funkci medián.

Na Obr. 7.6 je zobrazeno typické rozložení výsledků měření získaných při měření o 100 cyklech. Správná hodnota je vyznačena úsečkou. Je zjevné, že měření je zatíženo náhodnými chybami, které mají tendenci posouvat výsledky směrem k nižším hodnotám časového rozdílu, než skutečně je. Pro správné vyhodnocení výsledků je klíčové vyřadit vzorky zatížené chybou a určit správnou hodnotu časového rozdílu.



**Obr. 7.6.** Rozložení výsledků měření pro přenos pomocí GPRS[30]

Po podrobné analýze problému byl proveden závěr, že nejvíce chyb měření vzniká v situaci, kdy zpoždění v přímém směru je odlišné od zpoždění ve směru zpětném. Se vzrůstajícím rozdílem narůstá také chyba měření. Dvousměrný algoritmus napomáhá v identifikaci nesprávných vzorků tím, že měření lze vyhodnotit jako nespolehlivé ve chvíli, kdy se výrazně liší výsledky získané z první a druhé části měření (56)(58). Nespolehlivost těchto hodnot lze relativně spolehlivě vyhodnotit podle určení jejich zdánlivé absolutní chyby pomocí vztahu

$$\Delta = |A - a|, \quad (60)$$

kdy  $A$  je aritmetickým průměrem všech naměřených hodnot a  $a$  je posuzovanou hodnotou. Termínu zdánlivá absolutní chyba je použito proto, že není známa správná hodnota časového rozdílu a není tedy možné porovnat hodnoty naměřené s hodnotou skutečně správnou. Přesto tento postup přináší výsledky. Díky určení zdánlivé absolutní chyby lze vyřadit hodnoty, které se až příliš vzdalují předpokládanému výsledku. Jak již bylo řečeno výše, po vyřazení nežádoucích vzorků je nejvhodnější určit pravděpodobný výsledek měření pomocí mediánu.

Provedené testy[30] prokázaly, že pro přesnost v řádu jednotek milisekund je nutno provést cca 100 měření. Při malém zatížení sítě bývá zpravidla vyřazováno 15 až 25% vzorků. Testy také prokázaly, že pro malou přenosovou kapacitu sítě není vhodné

při využití GPRS spojení začínat jednu měřicí iteraci dříve, než skončí ta předchozí. Dostačující interval mezi iteracemi je cca 2000 ms.

Pro dosažení přesnosti měření v řádu desítek milisekund je nutno využít jen cca 20 opakování, což znamená časový interval zhruba 40 vteřin.

Naměřené hodnoty pro síť GPRS obsahuje Příloha A.

## 7.5 Využití algoritmu u bezdrátových sítí

U bezdrátových sítí je situace oproti GPRS poněkud odlišná. Zpoždění nedosahuje hodnot ve stovkách nebo dokonce tisícovkách milisekund jako u GPRS, ale je řádově nižší, většinou do 100 ms. Jestliže se jedná o bezdrátovou síť, která je využita ke svému prvotnímu účelu, tedy šíření signálu uvnitř budovy a ne na venkovní spoje, nepřekročí zpoždění, v případě nízkého zatížení sítě, několik desítek milisekund.

Sběr statistických vzorků pro synchronizaci času probíhá stejným způsobem jako u sítí GPRS. V případě jejich vyhodnocení je ale často možné pracovat odlišně. Pokud je síť málo vytížena, je dost pravděpodobné, že zpoždění v obou směrech často nepřekročí hodnotu 1 ms. V tom případě lze takový vzorek brát jako spolehlivý a není třeba využít jiné způsoby vyhodnocování. Také intervaly mezi jednotlivými datovými jednotkami mohou být mnohem menší než u GPRS, v praxi nemá valného smyslu, aby byly větší než cca 100 až 200ms, ale teoreticky mohou být ještě nižší. To však není vhodné, neboť v případě vyššího zatížení měřené sítě by mohly být jednotlivé hodnoty navzájem ovlivňovány.

Při ověřování metody u sítí 802.11 se ukázalo, že mezi naměřenými vzorky lze většinou nalézt takový, který má pro oba směry algoritmu nižší hodnotu zpoždění než 1 ms. Algoritmus takovéto vzorky dokáže identifikovat a určit jako přesné. Vyhodnocení odchylky systémových hodin dvou stanic je poté velmi jednoduché a lze ho docílit pouhým aplikováním jednoho ze vztahů (56) nebo (58).

Naměřené hodnoty pro síť 802.11 obsahuje Příloha B.

## 8 Závěr

V současnosti je nejvíce viditelným trendem v oboru mobilních komunikací konvergence hlasových a datových služeb. UMTS Release 5 již nedefinuje samostatné technologie a komunikační kanály pro hlasovou a datovou službu, ale pouze datovou síť s přepínáním paketů, kdy jsou klasické telekomunikační služby zajištěny IP řešením. Spolu s tím jde ruku v ruce zavádění IP sítí i do páteřních sítí mobilních systémů a radiových kanálů a převod kompletní infrastruktury na IP řešení. Podobně směřují i datové sítě na bázi technologií 802.16 - WiMAX a 802.11- WiFi. Díky tomuto vývoji a změnám, ke kterým dochází, je již téměř jisté, že s postupem času budou všechny telekomunikační sítě sjednoceny využitím totožného komunikačního protokolu.

Datové sítě nebyly původně vyvíjeny za účelem přenosu multimediálních dat v reálném čase a tedy služeb, které jsou citlivé na zpoždění, jeho kolísání ani ztrátovost paketů. Do nedávné doby tedy nutné aplikovat mechanismy na zajištění kvality služeb. Tento stav je ale již minulostí a mechanismy QoS se stávají čím dál tím více samozřejmou součástí všech sítí. Proto byla zavedena rozšíření standardu 802.11, která takové řízení umožňují. Vystává ovšem problém zpětné kompatibility s původními technologiemi. Tento stav je velmi markantní právě u sítí 802.11, neboť zavádění nových standardů naráží nejen na zpětnou kompatibilitu, ale také na cenu zařízení, která musí být v rámci konkurenceschopnosti co nejnižší.

Distribuovaná koordinační funkce je zatím nejrozšířenější způsob řízení přístupu k médiu u bezdrátových sítí 802.11. Jako taková neumožňuje prioritizaci přístupu k médiu na úrovni jednotlivých stanic ani na úrovni jednotlivých služeb. Pro její případná rozšíření je zapotřebí analyzovat její možnosti a matematicky popsat děje, které probíhají na linkové vrstvě.

Stěžejní část práce se zabývá novým pohledem na Distribuční koordinační funkci a konfrontuje jej s výsledky předchozích analýz. Dříve publikované modely pravděpodobnosti kolize na linkové vrstvě vycházejí z předpokladu, že pravděpodobnost kolize je nezávislá na jakýchkoliv vnějších vlivech a v každém okamžiku stejná. Výsledkem analýzy Distribuční koordinační funkce, uvedené v této disertační práci, je důležitý fakt, že s tímto předpokladem nelze souhlasit. Bylo zjištěno a ověřeno, že pravděpodobnost kolize je závislá na okolním prostředí a provozu ostatních bezdrátových stanic, a na aktuálním stavu stanice, pro kterou je vyhodnocována.

Díky výše uvedeným poznatkům bylo možno vytvořit nový model pravděpodobnosti kolize. Součástí tohoto modelu je analýza vstupního datového toku pro tři základní kategorie služeb (Voice over IP, HTTP a ostatní). Pro stanovení

pravděpodobnosti kolize byly navrženy dvě nové metody. Při návrhu metody A byl brán ohled na maximální jednoduchost z pohledu výpočetní náročnosti a hlavně nutnosti uchování minima informací o bezdrátových stanicích v systému. Metoda B oproti tomu neměla být těmito problémy svázána a měla poskytnout vysokou přesnost.

Pro vyhodnocení nového matematického modelu byl vytvořen testovací systém, který dokázal věrně simulovat děje, probíhající na linkové vrstvě. Díky tomuto systému bylo možno ověřit teoretické závěry. Po provedení příslušných simulací byly zjištěny následující skutečnosti: Dle předchozích předpokladů se ukázalo, že méně složitá metoda A bude poskytovat méně spolehlivé výsledky. Oproti tomu, přesnost metody B není tak vysoká, jak bylo očekáváno. Navíc výsledky metody A vykazovaly nižší rozptyl od reálné hodnoty. Pro optimální použití, s nižšími nároky na sledování stavu jednotlivých stanic, je vhodnější metoda A doplněná o korekční křivku. Ta zajistí, že se výsledky budou co nejvíce blížit skutečnosti.

Součástí práce je také návrh nové metody pro synchronizaci času mezi bezdrátovými stanicemi, která dokáže pracovat i za opravdu silně ztížených podmínek a poskytnout velmi dobrou přesnost. Tato metoda může být využita v případě sledování chování reálného systému.

Bezdrátové sítě standardu 802.11 jsou, a ještě dlouho budou, nedělitelnou součástí přístupových sítí. I přes nastupující technologie nové, ať se již jedná o UMTS nebo WiMAX, mají stále co nabídnout. Jejich největší výhodou z komerčního hlediska je využití nelicencovaného pásma, velmi nízká cena zařízení a obrovská rozšířenost. Naopak z hlediska zajištění kvality služeb nejsou tyto aspekty příliš pozitivní. Tato disertační práce nabízí nové metody matematického popisu těchto sítí. Díky tomu bude v budoucnu možné zvýšit jejich potenciál při zachování zpětné kompatibility.

## Literatura

- [1] KOVÁŘ, P., *Specifika vývoje aplikací pro mobilní terminály v jazyce Java*. Access Server, 2006, roč. 2006, č. 05, s. 0-6. ISSN: 1214-9675.
- [2] KOVÁŘ, P. KYSELÁK, M. *Adaptation of Application-layer Communication Protocols on JavaME Platform*. In Telecommunications and Signal Processing TSP - 2006. Brno, 2006. s. 67-70. ISBN: 80-214-3226-8.
- [3] KOVÁŘ, P. *Results of development of FTP client for JavaME platform, targeted on mobile terminal*. In RTT. Research in Telecommunication Technology. 2006. Brno, 2006. s. 172-177. ISBN: 80-214-3243-8.
- [4] HANUS, S. *Bezdrátové a mobilní komunikace*. Praha: RadioMobil, a.s, 2001. s. (134 s.) ISBN: 80-214-1833-8.
- [5] BANNISTER, J., MATHER, P., COOPE, S., *Convergence Technologies for 3G Networks*, Chichester. John Wiley and Sons, 2004, 650 s., ISBN 0-470-86091-X
- [6] *General Packet Radio Service (GPRS)*; Overall description of the GPRS radio interface; Stage 2 [online], Release 7, 3rd Generation Partnership Project, Valbonne, 2007, <[http://www.3gpp.org/ftp/Specs/archive/43\\_series/43.064/43064-740.zip](http://www.3gpp.org/ftp/Specs/archive/43_series/43.064/43064-740.zip)>
- [7] *Radio Access Network; Channel coding* [online], Release 7, 3rd Generation Partnership Project, Valbonne, 2007, <[http://www.3gpp.org/ftp/Specs/archive/45\\_series/45.003/45003-710.zip](http://www.3gpp.org/ftp/Specs/archive/45_series/45.003/45003-710.zip)>
- [8] KARAGIANISS, G., HEIJENK, G., *QoS in GPRS*, open report, Ericsson: 2000.
- [9] BLACK, P., *Dictionary of Algorithms and Data Structures* [online], U.S. National Institute of Standards and Technology, 2004, <<http://www.nist.gov/dads/HTML/firstinfrstt.html>>
- [10] MEGGELEN, J.V, SMITH, J., Madsen, L. *Asterisk™. The Future of Telephony* [online pdf]. Sebastopol: O'Reilly Media, Inc., 2005. ISBN 0-596-00962-3



- [11] KOVÁŘ, P., MOLNÁR, K., NOVOTNÝ, V., *Současnost a budoucnost VoIP sítí* [online]. Elektrov revue - Internetový časopis (<http://www.elektrov revue.cz>), 2007. ISSN: 1213-1539.
- [12] 3GPP TS 23.228: *IP Multimedia Subsystem (IMS)*; Stage 2, 2005
- [13] ROSENBERG, J., a kol., *SIP: Session Initiation Protocol*. [online] IETF RFC 3261 (2002) <http://www.ietf.org/rfc/rfc3261.txt>
- [14] VINGARZAN, D., WEIK, P., MAGEDANZ, T., *Design and Implementation of an Open IMS Core*, Mobility Aware Technologies and Applications, Second International Workshop, MATA 2005, Montreal, Canada, ISBN 3-540-29410-4
- [15] GEIER, J., *802.11 Medium Access Methods*, Wi-Fi Planet, JupiterOnlineMedia, 2002, <http://www.wi-fiplanet.com/tutorials/article.php/1548381>
- [16] IEEE: Part 11: *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, 2007, [approved standard]
- [17] IEEE: Part 3: *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications*, 2002 (R2005), [online standard], <http://standards.ieee.org/getieee802/802.3.html>
- [18] PUŽMANOVÁ R.: *Schválena specifikace pro hlas do WiFi*, 2005, Lupa.cz, ISSN 1213-0702, [online], <http://www.lupa.cz/clanky/schvalena-specifikace-pro-hlas-do-wifi/>
- [19] TEWS, E. WEINMANN, R. PYSHKIN, A. Breaking 104 bit WEP in less than 60 seconds, Information Security Applications, 8th International Workshop, WISA 2007, Jeju Island, Korea, August 27-29, 2007, Revised Selected Papers, Springer 2008, ISBN 978-3-540-77534-8 [online pdf], <http://www.springerlink.com/content/938718t482442w1n/fulltext.pdf>
- [20] KENDALL, D.: *Some problems in the theory of queues*. Journal of Royal Statistical Society, Series B, Vol. 13 (1951), s. 151–173.
- [21] KENDALL, D.: *Stochastic processes occurring in the theory of queues and their analysis by the method of the embedded Markov chain*, The Annals of Mathematical Statistics Vol.24, Number 3 (1953), s. 338–354. [Dostupné online],

<http://projecteuclid.org/DPubS?service=UI&version=1.0&verb=Display&handle=euclid.aoms/1177728975>

- [22] ITU-D, Study Group 2: *Handbook „Teletraffic Engineering“*, Technical University of Denmark, 2006, Kogens Lyngby. [online pdf]  
<http://www.com.dtu.dk/teletraffic/handbook/telenookpdf.pdf>
- [23] GROSS, D., HARRIS, C. M.: *Fundamentals of Queueing Theory*, third edition, A Wiley-Interscience Publication, John Wiley & Sons, Inc., New York, 1998, ISBN 0-471-17083-6
- [24] HAMPL, P.: *Kendallová klasifikace obsluhových systémů*, Access Server, Praha, 2005, ISSN 1214-9675. [online]  
<http://access.feld.cvut.cz/view.php?cisloclanku=2005111601>
- [25] ROBERTAZZI, T., G., *Computer Networks and Systems: Queueing Theory and Performance Evaluation*, Springer-Verlag, New York, 1990, ISBN 0-387-97391-1
- [26] KOVÁŘ, P. Adaptation of network time protocol on application layer and high-latency networks, Student EEICT 2007, FEKT VUT, 2007, s. 27 - 31, ISBN 978-80-214-3409-7
- [27] BIANCHI, G., Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, ISSN 0733-8716
- [28] ZHANG, L.T., ZHANG, J., HUANG, B., A New Modeling and Delay Analysis of IEEE 802.11 Distributed Coordination Function, Ubiquitous Intelligence and Computing, 4th International Conference, UIC 2007, Hong Kong, China, July 11-13, 2007. Proceedings. ISBN: 978-3-540-73548-9, ISSN 1611-3349. Dostupné také online <http://www.springerlink.com/content/m8nt562391423qxl/>
- [29] WEBSITE OPTIMALIZATION, Average Web Page Size Triples Since 2003, WebsiteOptimalization.com, 2008, [online zpráva],  
<http://www.websiteoptimization.com/speed/tweak/average-web-page/>
- [30] KOVÁŘ, P.; MOLNÁR, K. Time Synchronization over GPRS. In Proceedings of the 12th IFIP International Conference, Prague. 2007. s. 175-180. ISBN: 978-0-387-74158-1.

- [31] MILLS, D.L.: Network Time Protocol, Sterling, 1985 Internet Engineering Task Force [online] <http://www.ietf.org/rfc/rfc0958.txt>
- [32] MILLS, D.L.: Network Time Protocol (Version 3) – Specification, Implementation and Analysis, Sterling, 1992 Internet Engineering Task Force [online] <ftp://ftp.rfc-editor.org/in-notes/rfc1305.pdf>
- [33] KOVÁŘ, P., MOLNÁR, K., NOVOTNÝ, V., Současnost a budoucnost VoIP sítí. Elektrorevue - Internetový časopis (<http://www.elektrorevue.cz>), 2007, roč. 2007, č. 2007, s. 1-9. ISSN: 1213-1539.

## Příloha A

### Naměřené hodnoty zpoždění pro síť GPRS

	$t_{i-3}$	$t_{server}$	$t_i$	$t_{server2}$	$t_{i+3}$
0	1179929086687	1179929081968	1179929087312	1179929082859	1179929088203
1	1179929088687	1179929083890	1179929089468	1179929084750	1179929090031
2	1179929090687	1179929085890	1179929091531	1179929086843	1179929092125
3	1179929092687	1179929087890	1179929093453	1179929088765	1179929094062
4	1179929094687	1179929089921	1179929095500	1179929090781	1179929096078
5	1179929096687	1179929091921	1179929097500	1179929092781	1179929098078
6	1179929098687	1179929093921	1179929099500	1179929094781	1179929100062
7	1179929100687	1179929095921	1179929101500	1179929096781	1179929102078
8	1179929102687	1179929097921	1179929103500	1179929098781	1179929104062
9	1179929104687	1179929099906	1179929105484	1179929102531	1179929107890
10	1179929106687	1179929102578	1179929107890	1179929103265	1179929108546
11	1179929108687	1179929103906	1179929109187	1179929104468	1179929109750
12	1179929110687	1179929105984	1179929111343	1179929106859	1179929112156
13	1179929112687	1179929107984	1179929113625	1179929108890	1179929114171
14	1179929114687	1179929109906	1179929115484	1179929110765	1179929116046
15	1179929116687	1179929111906	1179929117484	1179929112765	1179929118046
16	1179929118687	1179929113906	1179929119484	1179929114765	1179929120046
17	1179929120687	1179929115906	1179929121484	1179929116781	1179929122078
18	1179929122687	1179929117921	1179929123500	1179929118781	1179929124078
19	1179929124687	1179929119937	1179929125500	1179929120781	1179929126062
20	1179929126687	1179929121921	1179929127500	1179929122828	1179929128109
21	1179929128687	1179929123968	1179929129593	1179929124906	1179929130187
22	1179929130687	1179929125921	1179929131187	1179929126468	1179929131750
23	1179929132687	1179929127968	1179929133328	1179929128859	1179929134156
24	1179929134687	1179929129890	1179929135515	1179929130781	1179929136062
25	1179929136687	1179929131921	1179929137500	1179929132843	1179929138125
26	1179929138687	1179929133968	1179929139531	1179929134828	1179929140109
27	1179929140687	1179929135984	1179929141562	1179929136843	1179929142187
28	1179929142687	1179929137890	1179929143468	1179929138781	1179929144062
29	1179929144687	1179929139906	1179929145484	1179929140765	1179929146046
30	1179929146687	1179929141906	1179929147484	1179929142765	1179929148046
31	1179929148687	1179929143906	1179929149484	1179929144765	1179929150062
32	1179929150687	1179929145890	1179929151453	1179929146750	1179929152031
33	1179929152687	1179929147890	1179929153453	1179929148750	1179929154031
34	1179929154687	1179929149890	1179929155468	1179929150750	1179929156031
35	1179929156687	1179929151984	1179929157562	1179929152968	1179929158250
36	1179929158687	1179929153937	1179929159234	1179929154500	1179929159796
37	1179929160687	1179929155984	1179929161343	1179929156890	1179929162171
38	1179929162687	1179929157906	1179929163484	1179929158765	1179929164046
39	1179929164687	1179929159906	1179929165484	1179929162546	1179929167812

	$t_{i-3}$	$t_{server}$	$t_i$	$t_{server2}$	$t_{i+3}$
40	1179929166687	1179929162609	1179929167875	1179929163250	1179929168531
41	1179929168687	1179929163968	1179929169250	1179929164531	1179929169812
42	1179929170687	1179929165906	1179929171484	1179929166765	1179929172046
43	1179929172687	1179929167906	1179929173484	1179929168765	1179929174046
44	1179929174687	1179929169906	1179929175484	1179929170765	1179929176046
45	1179929176687	1179929171890	1179929177453	1179929172750	1179929178031
46	1179929178687	1179929173890	1179929179468	1179929174750	1179929180078
47	1179929180687	1179929175937	1179929181500	1179929176781	1179929182078
48	1179929182687	1179929177937	1179929183515	1179929178843	1179929184125
49	1179929184687	1179929179968	1179929185671	1179929180953	1179929186234
50	1179929186687	1179929181906	1179929187187	1179929182468	1179929187750
51	1179929188687	1179929183984	1179929189343	1179929184828	1179929190109
52	1179929190687	1179929185906	1179929191171	1179929186468	1179929191734
53	1179929192687	1179929188125	1179929195390	1179929190968	1179929196234
54	1179929194687	1179929189781	1179929195984	1179929191562	1179929196843
55	1179929196687	1179929192109	1179929197625	1179929192906	1179929198187
56	1179929198687	1179929193890	1179929199156	1179929195000	1179929200281
57	1179929200687	1179929196078	1179929201359	1179929196906	1179929202187
58	1179929202687	1179929197937	1179929203296	1179929198500	1179929203781
59	1179929204687	1179929199890	1179929205453	1179929200703	1179929205984
60	1179929206687	1179929201968	1179929207546	1179929202781	1179929208062
61	1179929208687	1179929203828	1179929209109	1179929204343	1179929209625
62	1179929210687	1179929205968	1179929211328	1179929207109	1179929212796
63	1179929212687	1179929208031	1179929213312	1179929208546	1179929213828
64	1179929214687	1179929209921	1179929215562	1179929210859	1179929216203
65	1179929216687	1179929211890	1179929217515	1179929212765	1179929218046
66	1179929218687	1179929213890	1179929219453	1179929214750	1179929220046
67	1179929220687	1179929215921	1179929221500	1179929218500	1179929223906
68	1179929222687	1179929218562	1179929223984	1179929219203	1179929224484
69	1179929224687	1179929219921	1179929225265	1179929220484	1179929225765
70	1179929226687	1179929222046	1179929227406	1179929222890	1179929228171
71	1179929228687	1179929223968	1179929229531	1179929224843	1179929230125
72	1179929230687	1179929225968	1179929231546	1179929226812	1179929232093
73	1179929232687	1179929227937	1179929233515	1179929228781	1179929234078
74	1179929234687	1179929229921	1179929235500	1179929230765	1179929236046
75	1179929236687	1179929231906	1179929237484	1179929232750	1179929238031
76	1179929238687	1179929233890	1179929239468	1179929234718	1179929240015
77	1179929240687	1179929235984	1179929241562	1179929236828	1179929242109
78	1179929242687	1179929237968	1179929243546	1179929238828	1179929244093
79	1179929244687	1179929239953	1179929245515	1179929240796	1179929246093

	$t_{i-3}$	$t_{server}$	$t_i$	$t_{server2}$	$t_{i+3}$
80	1179929246687	1179929241937	1179929247578	1179929242828	1179929248109
81	1179929248687	1179929243937	1179929249531	1179929244781	1179929250062
82	1179929250687	1179929245921	1179929251500	1179929246765	1179929252046
83	1179929252687	1179929247921	1179929253484	1179929248750	1179929254031
84	1179929254687	1179929249890	1179929255453	1179929250718	1179929256015
85	1179929256687	1179929251984	1179929257562	1179929252828	1179929258109
86	1179929258687	1179929253968	1179929259546	1179929254812	1179929260093
87	1179929260687	1179929255953	1179929261515	1179929256781	1179929262062
88	1179929262687	1179929257921	1179929263500	1179929258765	1179929264046
89	1179929264687	1179929259906	1179929265484	1179929260750	1179929266031
90	1179929266687	1179929261921	1179929267203	1179929262484	1179929267765
91	1179929268687	1179929263921	1179929269218	1179929264562	1179929271125
92	1179929270687	1179929265953	1179929272578	1179929267703	1179929275187
93	1179929272687	1179929268187	1179929275187	1179929270656	1179929276468
94	1179929274687	1179929270046	1179929276453	1179929271718	1179929277468
95	1179929276687	1179929272171	1179929277468	1179929272984	1179929278265
96	1179929278687	1179929273890	1179929279171	1179929274421	1179929279765
97	1179929280687	1179929275937	1179929281640	1179929276906	1179929283343
98	1179929282687	1179929277906	1179929283359	1179929278500	1179929284687
99	1179929284687	1179929280078	1179929286109	1179929281640	1179929286937

## Příloha B

### Naměřené hodnoty zpoždění pro síť 802.11

	$t_{i-3}$	$t_{server}$	$t_i$	$t_{server2}$	$t_{i+3}$
0	1219149597566	1219149611328	1219149597597	1219149611343	1219149597612
1	1219149597628	1219149611359	1219149597628	1219149611359	1219149597628
2	1219149597690	1219149611421	1219149597690	1219149611421	1219149597690
3	1219149597753	1219149611484	1219149597753	1219149611484	1219149597753
4	1219149597815	1219149611546	1219149597815	1219149611546	1219149597815
5	1219149597878	1219149611609	1219149597878	1219149611609	1219149597878
6	1219149597940	1219149611671	1219149597940	1219149611671	1219149597940
7	1219149598002	1219149611734	1219149598002	1219149611734	1219149598002
8	1219149598065	1219149611796	1219149598065	1219149611796	1219149598065
9	1219149598127	1219149611859	1219149598127	1219149611859	1219149598127
10	1219149598190	1219149611921	1219149598190	1219149611921	1219149598190
11	1219149598252	1219149611984	1219149598252	1219149611984	1219149598252
12	1219149598314	1219149612046	1219149598314	1219149612046	1219149598314
13	1219149598377	1219149612109	1219149598377	1219149612109	1219149598377
14	1219149598439	1219149612171	1219149598439	1219149612171	1219149598439
15	1219149598502	1219149612234	1219149598502	1219149612234	1219149598502
16	1219149598564	1219149612296	1219149598564	1219149612296	1219149598564
17	1219149598626	1219149612359	1219149598626	1219149612359	1219149598626
18	1219149598689	1219149612421	1219149598689	1219149612421	1219149598689
19	1219149598751	1219149612484	1219149598751	1219149612484	1219149598751
20	1219149598814	1219149612546	1219149598814	1219149612546	1219149598814
21	1219149598876	1219149612609	1219149598876	1219149612609	1219149598876
22	1219149598938	1219149612671	1219149598938	1219149612671	1219149598938
23	1219149599001	1219149612734	1219149599001	1219149612734	1219149599001
24	1219149599063	1219149612796	1219149599063	1219149612796	1219149599063
25	1219149599126	1219149612859	1219149599126	1219149612859	1219149599126
26	1219149599188	1219149612921	1219149599188	1219149612921	1219149599188
27	1219149599250	1219149612984	1219149599250	1219149612984	1219149599250
28	1219149599313	1219149613046	1219149599313	1219149613046	1219149599313
29	1219149599375	1219149613093	1219149599375	1219149613109	1219149599375
30	1219149599438	1219149613156	1219149599438	1219149613171	1219149599438
31	1219149599500	1219149613218	1219149599500	1219149613234	1219149599500
32	1219149599562	1219149613281	1219149599562	1219149613296	1219149599562
33	1219149599625	1219149613343	1219149599625	1219149613359	1219149599625
34	1219149599687	1219149613406	1219149599687	1219149613421	1219149599687
35	1219149599750	1219149613468	1219149599750	1219149613484	1219149599750
36	1219149599812	1219149613531	1219149599812	1219149613546	1219149599812
37	1219149599874	1219149613593	1219149599874	1219149613609	1219149599874
38	1219149599937	1219149613656	1219149599937	1219149613671	1219149599937
39	1219149599999	1219149613718	1219149599999	1219149613734	1219149599999

	$t_{i-3}$	$t_{server}$	$t_i$	$t_{server2}$	$t_{i+3}$
40	121914960062	1219149613781	121914960062	1219149613796	121914960062
41	1219149600124	1219149613843	1219149600124	1219149613859	1219149600124
42	1219149600186	1219149613906	1219149600186	1219149613921	1219149600186
43	1219149600249	1219149613968	1219149600249	1219149613984	1219149600249
44	1219149600311	1219149614031	1219149600311	1219149614031	1219149600311
45	1219149600374	1219149614093	1219149600374	1219149614093	1219149600374
46	1219149600436	1219149614156	1219149600436	1219149614156	1219149600436
47	1219149600498	1219149614218	1219149600498	1219149614234	1219149600498
48	1219149600561	1219149614281	1219149600561	1219149614296	1219149600561
49	1219149600623	1219149614343	1219149600623	1219149614343	1219149600623
50	1219149600686	1219149614406	1219149600686	1219149614406	1219149600686
51	1219149600748	1219149614468	1219149600748	1219149614468	1219149600748
52	1219149600810	1219149614531	1219149600810	1219149614531	1219149600810
53	1219149600873	1219149614593	1219149600873	1219149614593	1219149600873
54	1219149600935	1219149614656	1219149600935	1219149614656	1219149600935
55	1219149600998	1219149614718	1219149600998	1219149614718	1219149600998
56	1219149601060	1219149614781	1219149601060	1219149614781	1219149601060
57	1219149601122	1219149614843	1219149601122	1219149614843	1219149601122
58	1219149601172	1219149614921	1219149601174	1219149614921	1219149601176
59	1219149601222	1219149614984	1219149601224	1219149614984	1219149601227
60	1219149601272	1219149615031	1219149601274	1219149615031	1219149601276
61	1219149601322	1219149615078	1219149601324	1219149615078	1219149601326
62	1219149601372	1219149615125	1219149601374	1219149615125	1219149601376
63	1219149601422	1219149615171	1219149601424	1219149615171	1219149601426
64	1219149601472	1219149615234	1219149601474	1219149615234	1219149601476
65	1219149601522	1219149615281	1219149601524	1219149615281	1219149601526
66	1219149601572	1219149615328	1219149601574	1219149615328	1219149601576
67	1219149601622	1219149615375	1219149601624	1219149615375	1219149601626
68	1219149601672	1219149615421	1219149601676	1219149615437	1219149601679
69	1219149601722	1219149615484	1219149601724	1219149615484	1219149601726
70	1219149601772	1219149615531	1219149601774	1219149615531	1219149601777
71	1219149601822	1219149615578	1219149601824	1219149615578	1219149601826
72	1219149601872	1219149615625	1219149601874	1219149615625	1219149601876
73	1219149601922	1219149615671	1219149601924	1219149615671	1219149601926
74	1219149601972	1219149615734	1219149601974	1219149615734	1219149601976
75	1219149602022	1219149615781	1219149602024	1219149615781	1219149602026
76	1219149602110	1219149615843	1219149602110	1219149615843	1219149602110
77	1219149602172	1219149615906	1219149602172	1219149615906	1219149602172
78	1219149602235	1219149615968	1219149602235	1219149615968	1219149602235
79	1219149602297	1219149616031	1219149602297	1219149616031	1219149602297



	$t_{i-3}$	$t_{server}$	$t_i$	$t_{server2}$	$t_{i+3}$
80	1219149602360	1219149616078	1219149602360	1219149616093	1219149602360
81	1219149602422	1219149616156	1219149602422	1219149616156	1219149602422
82	1219149602484	1219149616203	1219149602484	1219149616218	1219149602484
83	1219149602547	1219149616265	1219149602547	1219149616281	1219149602547
84	1219149602609	1219149616328	1219149602609	1219149616343	1219149602609
85	1219149602672	1219149616390	1219149602672	1219149616406	1219149602672
86	1219149602734	1219149616453	1219149602734	1219149616468	1219149602734
87	1219149602796	1219149616515	1219149602796	1219149616531	1219149602796
88	1219149602859	1219149616578	1219149602859	1219149616593	1219149602859
89	1219149602921	1219149616640	1219149602921	1219149616656	1219149602921
90	1219149602984	1219149616703	1219149602984	1219149616718	1219149602984
91	1219149603046	1219149616765	1219149603046	1219149616781	1219149603046
92	1219149603108	1219149616828	1219149603108	1219149616843	1219149603108
93	1219149603171	1219149616890	1219149603171	1219149616906	1219149603171
94	1219149603233	1219149616953	1219149603233	1219149616968	1219149603233
95	1219149603296	1219149617015	1219149603296	1219149617031	1219149603296
96	1219149603358	1219149617078	1219149603358	1219149617093	1219149603358
97	1219149603420	1219149617140	1219149603420	1219149617140	1219149603420
98	1219149603483	1219149617203	1219149603483	1219149617203	1219149603483
99	1219149603545	1219149617265	1219149603545	1219149617281	1219149603545