



**İSTANBUL ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ**

DOKTORA TEZİ

**GELECEK NESİL PASİF OPTİK ERİŞİM AĞLARININ
ANALİZİ**

**Bilg. Yük. Müh. Özgür Can TURNA
Bilgisayar Mühendisliği Anabilim Dalı**

Danışmanlar

Prof. Dr. A.Halim ZAİM

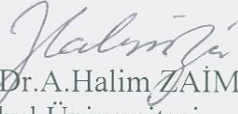
Prof. Dr. Tülin ATMACA

Mart, 2012

İSTANBUL

Bu çalışma 28/03/2012 tarihinde aşağıdaki jüri tarafından Bilgisayar Mühendisliği Anabilim Dalı Bilgisayar Mühendisliği Programında Doktora Tezi olarak kabul edilmiştir.

Tez Jürisi



Prof. Dr. A. Halim ZAIM (Danışman)
İstanbul Üniversitesi
Mühendislik Fakültesi



Prof. Dr. İlhami YAVUZ
Maltepe Üniversitesi
Mühendislik ve Doğa
Bilimleri Fakültesi



Prof. Dr. Sabri ARIK
İstanbul Üniversitesi
Mühendislik Fakültesi



Prof. Dr. Ahmet SERTBAŞ
İstanbul Üniversitesi
Mühendislik Fakültesi



Prof. Dr. Selim AKYOKUŞ
Doğuş Üniversitesi
Mühendislik Fakültesi

ÖNSÖZ

Bu çalışma İstanbul Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü Bilgisayar Mühendisliği Anabilim Dalında yapılan “Gelecek Nesil Pasif Optik Erişim Ağlarının Analizi” adlı doktora tez çalışmasını içermektedir.

Bu tez çalışması boyunca gösterdiği her türlü destek ve yardımından dolayı danışman hocalarım Prof. Dr. A. Halim ZAIM ve Prof. Dr. Tülin ATMACA’ya, izleme komitemde yer alan hocalarım Prof. Dr. İlhami YAVUZ ve Prof.Dr. Sabri ARIK’a çalışmalarında vermiş oldukları fikir ve katkılarından dolayı en içten dileklerle teşekkür ederim.

Çalışmalarında bana yol gösterici olan çalışma arkadaşım Yrd. Doç. Dr. Muhammed Ali AYDIN ve çalışmamda vermiş olduğu desteklerden dolayı Arş. Gör. Dr. G. Zeynep GÜRKAŞ AYDIN’a teşekkür ederim.

Eğitim hayatım boyunca beni motive eden, maddi ve manevi desteğini benden esirgemeyen başta Öğr. Gör. Dr. Rüya ŞAMLI ve Arş.Gör. Şafak DURUKAN ODABAŞI olmak üzere tüm çalışma arkadaşlarıma teşekkür ederim.

Bu tez çalışması Tübitak – BİDEB 2211 Yurt İçi Doktora Burs Programı tarafından desteklenmiştir. Ayrıca yapılan çalışmaların bir kısmı İ.Ü. Bilimsel Araştırma Projeleri Koordinasyon Biriminin YADOP – 11793 nolu projesi kapsamında yürütülmüştür.

Bu tez çalışmasını beni bu günlere getiren ve karşılıksız sevgisini veren aileme armağan ediyorum.

Mart 2012

Özgür Can TURNA

İÇİNDEKİLER

ÖNSÖZ	I
İÇİNDEKİLER	II
ŞEKİL LİSTESİ	VI
TABLO LİSTESİ	IX
KISALTMA LİSTESİ	X
SEMBOL LİSTESİ	XII
ÖZET	XIII
SUMMARY	XV
1. GİRİŞ.....	1
2. GENEL KISIMLAR	4
2.1. Erişim Ağlarının Gelişimi.....	4
2.1.1. Erişim Ağı Altyapısındaki İhtiyaçlar	4
2.1.2. Neden Fiber Teknoloji	5
2.1.3. PON Sistemlerinin Gelişimi.....	6
2.2. Optik Erişim Ağ Çeşitleri	11
2.2.1. FTTx Çeşitleri	11
2.2.2. Noktadan Noktaya Bağlantılı Ağlar	12
2.2.3. Aktif Yıldız Bağlantılı Ağlar	13
2.2.4. Pasif Ağaç (Yıldız) Bağlantılı Ağlar	14
2.2.5. Optik Erişim Ağ Çeşitlerinin Karşılaştırması.....	15
2.3. Optik Erişim Ağlarında Çoklu Erişim ve Çoğullama Yöntemleri	16
2.3.1. Zaman Bölmeli Çoklu Erişim - TDMA	17
2.3.2. Alt Taşıyıcılı Çoklu Erişim – SCMA	18
2.3.3. Dalga Boyu Bölmeli Çoklu Erişim – WDMA	19

2.3.4. Optik Kod Bölmeli Çoklu Erişim -OCDMA	20
2.4. Geliştirilmiş PON Standartları	21
2.4.1. GPON	21
2.4.1.1. GPON Özellikleri	22
2.4.1.2. Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı	24
2.4.1.3. GPON’da Veri İletimi	25
2.4.1.4. T-CONT	27
2.4.1.5. GEM Bloğu (GEM Segment).....	28
2.4.1.6. Optik Ayraç	28
2.4.1.7. Ayrıştırma Kaybı.....	29
2.4.2 EPON.....	29
2.4.2.1. EPON’da Veri İletimi.....	29
2.4.2.2. EPON’da Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı.....	31
2.4.2.3. Çoklu Noktalı Kontrol Protokolü - MPCP	32
2.5. Alternatif PON Yapıları	34
2.5.1. Broadcast PON	34
2.5.2. İki Katmanlı PON	35
2.6. EPON’da Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı Algoritmaları.....	36
2.6.1. DBA Algoritmalarında Zamanlama Yöntemleri	37
2.6.1.1. Hizmet Zamanlaması (inter-ONU).....	37
2.6.1.2. ONU Kuyruk Zamanlama (intra-ONU).....	38
2.6.2. Sınıflandırılmış QoS Desteği Olmayan DBA Algoritmaları	40
2.6.2.1. Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT).....	40
2.6.2.2. Tahmine Dayalı Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı	42
2.6.2.3. Hak Tahmini ile IPACT (IPACT-GE)	42
2.6.2.4. Bant Genişliği Garantili Sıralı Çağırma (BGP)	43
2.6.2.5. “Var Olan En Küçük Raporlu En Önce” Özellikli IPACT (SARF)..	44
2.6.2.6. Çok İş Parçalı Sıralı Çağırma	44
2.6.3. Sınıflandırılmış QoS destekli DBA Algoritmaları.....	45
2.6.3.1. İkili Servis Seviyesi Anlaşma ile Adil Paylaşım (FSD-SLA).....	45
2.6.3.2. Servis Sınıfına Yönelik Paket Zamanlama (COPS)	45
2.6.3.3. Melez Hizmet Verme Protokolü (HGP).....	46
2.6.3.4. Çoklu Servisli Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı (DBAM).....	47

2.6.3.5. <i>Trafik Tahmini ile Sınırlı Paylaşım (LSTP)</i>	47
2.6.3.6. <i>İki Katmanlı Bant Genişliği Tahsisatı (TLBA)</i>	48
2.6.3.7. <i>Fazlalık Dağıtımı ile Bant Genişliği Tahsisatı</i>	48
2.6.3.8. <i>Kuyruk Tabanlı Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı</i>	50
2.6.3.9. <i>Qos Farkındalıklı Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı</i>	50
2.6.3.10. <i>ONU İçinde Bant Genişliği Zamanlaması</i>	51
2.6.3.11. <i>ONU İçinde Bant Genişliği Tahsisatı</i>	51
2.6.3.12. <i>Hassas Zamanlama</i>	51
2.6.3.13. <i>Acil Durum Yönetimi İçin Öncelik Tabanlı Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı</i>	52
2.6.3.14. <i>Etkili Çoklu Gönderim Trafik Paylaşımını Kullanarak Adil Bant Genişliği Tahsisatı</i>	53
2.6.3.15. <i>QoS Koruması için Giriş Denetimi</i>	54
3. MALZEME VE YÖNTEM	55
3.1 Çalışmalarda Kullanılan Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı Algoritmaları .	55
3.2. Yarı Çevrimli Dinamik bant genişliği Tahsisatı Algoritması (Half Cycling Dynamic Bandwidth Allocation Algorithm)	60
3.3. hcDBA Algoritmasının Erken Tahmin Yöntemi ile iyileştirilmesi.....	67
3.4 IPACT ile EPON Yukarı Akım Kanalı Trafiğinin Modellenmesi.....	70
3.4.1 Trafik Modelleri	73
3.4.1.1 <i>Poisson Trafik Modeli</i>	74
3.4.1.2. <i>Öz-Benzer Trafik Modeli</i>	75
3.5. Performans Kıyaslamasında Kullanılan Simulasyon Ortamı ve Parametreler	77
4. BULGULAR	79
4.1. hcDBA – IPACT – oDBA Karşılaştırması	79
4.1.1. Byte Kayıp Miktarı Karşılaştırması.....	80
4.1.2. Erişim Gecikmesi Karşılaştırması	83
4.1.3. Paket Gecikme Değişimi Karşılaştırması	90
4.2. Erken Tahmin Yönteminin Performans Analizi.....	92
4.2.1. Erişim Gecikmesi Karşılaştırması	93

4.3. IPACT Algoritması ile EPON’da yukarı yönde trafik analizi.....	102
5. TARTIŞMA VE SONUÇ.....	112
KAYNAKLAR.....	119
EKLER.....	127
Ek 1: Simülasyon Ortamı	127
Ek2: Örnek TCL uygulama kodu.....	132
ÖZGEÇMİŞ.....	135

ŞEKİL LİSTESİ

Şekil 2.1: Erişim Ağlarındaki Bant Genişliği Değişimi(Lee Chang-Hee ve diğ., 2006) ..4	
Şekil 2.2: Noktadan Noktaya Bağlantılı Optik Erişim Ağı..... 13	
Şekil 2.3: Aktif Yıldız Bağlantılı Optik Erişim Ağı 14	
Şekil 2.4: Pasif Ağaç Bağlantılı Optik Erişim Ağı 15	
Şekil 2.6: Zaman Bölmeli Çoklu Erişim..... 17	
Şekil 2.7: Alt Taşıyıcılı Çoklu Erişim..... 18	
Şekil 2.8: Dalga boyu Bölmeli Çoklu Erişim 19	
Şekil 2.9: FTTx Seçenekleri (Cale ve diğ., 2007).....21	
Şekil 2.10: GPON Mimarisi (Cale ve diğ., 2007) 22	
Şekil 2.11: DBA Süreci (Cale ve diğ., 2007).....24	
Şekil 2.12: Aşağı Akım GPON Çerçevesi (ITU-T G984) 26	
Şekil 2.13: Yukarı akım GPON Çerçevesi (ITU-T G984).....27	
Şekil 2.14: MPCP Çalışması (Zheng ve Mouftah 2009).....34	
Şekil 2.15: Broadcast PON (McGarry ve diğ., 2008) 35	
Şekil 2.16: İki Katmanlı PON Mimarisi (McGarry ve diğ., 2008) 36	
Şekil 3.1: Online DBA Algoritmasında Yukarı Akım Kanalı Tahsisatı.....56	
Şekil 3.2: Offline DBA Algoritmasında Yukarı Akım Kanalı Tahsisatı 57	
Şekil 3.3: hcDBA Algoritmasının Offline Bölümüyle Yukarı Akım Kanalı Tahsisatı ..61	
Şekil 3.4: OLT içerisindeki GATE Zamanlayıcısının Akış Şeması 62	
Şekil 3.5: Omurga, Metropolitan ve Erişim Ağlarının Genel Görünümü.....71	
Şekil 3.6: Uçtan Uca Metro Ağ Mimarîsi 72	
Şekil 3.7: Poisson Trafik ve Ölçülmüş Öz-benzer İnternet Trafiğinin Karşılaştırılması (Fowler, 1999).....74	
Şekil 3.8: Poisson için Geliş Aralıklarının Zamana Göre Dağılım Grafiği (a) normal (b) Logaritmik Gösterim.....75	
Şekil 4.1: Tekil Servis Sınıfında Byte Kayıt Oranları.....81	
Şekil 4.2: Çoklu Servis Sınıfında Byte Kayıp Oranları (1Gbps) 82	
Şekil 4.3: Çoklu Servis Sınıfında Byte Kayıp Oranları (10Gbps) 83	
Şekil 4.4: Tekil Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....84	

Şekil 4.5: Tekil Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	85
Şekil 4.6: hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....	87
Şekil 4.7: IPACT Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....	87
Şekil 4.8: oDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....	88
Şekil 4.9: hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	89
Şekil 4.10: IPACT Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	89
Şekil 4.11: oDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	90
Şekil 4.12: Paket Gecikme Değişimi PDV (Packet Delay Variations) (1Gbps).....	92
Şekil 4.13: Tekil Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....	94
Şekil 4.14: Tekil Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	95
Şekil 4.15: hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....	96
Şekil 4.16: IPACT Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....	96
Şekil 4.17: p-hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....	97
Şekil 4.18: hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	98
Şekil 4.19: IPACT Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	98
Şekil 4.20: p-hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	99
Şekil 4.21: Çoklu Servis Trafiğinde En Yüksek Öncelikli Trafik(CoS1) Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....	100
Şekil 4.22: Çoklu Servis Trafiğinde En Düşük Öncelikli Trafik(CoS4) Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps).....	100

Şekil 4.23: Çoklu Servis Trafiğinde En Yüksek Öncelikli Trafik(CoS1) Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	101
Şekil 4.24: Çoklu Servis Trafiğinde En Düşük Öncelikli Trafik(CoS4) Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps).....	101
Şekil 4.25: 1sn zaman aralıkları ile iletilen paket sayıları (a) Poisson, (b) EPON upstream, (c)Öz-benzer	104
Şekil 4.26: 0.1sn zaman aralıkları ile iletilen paket sayıları (a)Poisson, (b)EPON upstream, (c) Öz-benzer	105
Şekil 4.27: 0.01sn zaman aralıkları ile iletilen paket sayıları (a) Poisson, (b) EPON upstream, (c) Öz-benzer	106
Şekil 4.28: 1ms zaman aralıkları ile iletilen paket sayıları (a) Poisson, (b) EPON upstream, (c) Öz-benzer	107
Şekil 4.29: 50 byte paketler için geliş aralıkları dağılımı (a)Poisson, (b) EPON Upstream, (c) Öz-benzer	108
Şekil 4.30: 70 byte paketler için geliş aralıkları dağılımı (a) Poisson, (b) EPON Upstream, (c) Öz-benzer	109
Şekil 4.31: 500 byte paketler için geliş aralıkları dağılımı (a) Poisson, (b) EPON Upstream, (c) Öz-benzer	110
Şekil 4.32: 1500 byte paketler için geliş aralıkları dağılımı (a) Poisson, (b) EPON Upstream, (c) Öz-benzer	111

TABLO LİSTESİ

Tablo 2.1: GPON Ana İletim Oranları Tablosu	22
Tablo 3.1: Parametre Tanımlamaları.....	68
Tablo 3.2: Trafik Dağılım Oranları (Nguyen ve diğ. 2009).....	77
Tablo 3.3: Simülasyon Parametreleri	78
Tablo 4.1: Poisson Trafik ile EPON Yukarı Akım Trafiği Korelasyon Değerleri.....	103

KISALTMA LİSTESİ

AES	Advanced Encryption Standard (Gelişmiş Şifreleme Standardı)
AN	Active Node (Aktif Düğüm)
AON	Active Optical Network (Aktif Optik Ağ)
APON	ATM Passive Optical Network (ATM Pasif Optik Erişim Ağı)
ATM	Asynchronous Transfer Mode (Eşzamansız Aktarım Modu)
BMT	Burst Mode Transceiver (Çoğuşma Modu Alıcı/Verici)
BPON	Broadband Passive Optical Network (Genişbant Pasif Optik Erişim Ağı)
CapEx	Capital Expenditures (Altyapı Harcamaları)
CBR	Constant Bit Rates (Sabit Bit Oranları)
CL	Cycle Length (Çevrim Uzunluğu)
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (Çarpışma Tespiti ile Taşıyıcı Algılamalı Çoklu Erişim)
DBA	Dynamic Bandwidth Allocation (Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı)
DSL	Digital Subscriber Line (Dijital Abone Hattı)
EBD	Excess Bandwidth Distribution (Fazlalık Bant Genişliği Dağıtımı)
EDAF	Erbium-Doped Fiber Amplifier (Erbiyum-Katkılı Fiber Yükselteç)
EFM	Ethernet in the First Mile (İlk Kilometrede Ethernet)
EoD	Education on Demand (İsteğe Bağlı Eğitim)
EPON	Ethernet Passive Optical Network (Ethernet Pasif Optik Erişim Ağı)
FEC	Forward Error Correction (İleri Hata Doğrulama)
FSAN	The Full Service Access Network
FTTB	Fiber-to-the-Building (Binaya Fiber Hat)
FTTC	Fiber-to-the-Curb (Sokak Kabinine Fiber Hat)
FTTH	Fiber-to-the-Home (Evlere Fiber Hat)
FTTP	Fiber-to-the-Premise (Tesise Fiber Hat)
GEM	Generic Encapsulation Method (Genel Kapsülleme Yöntemi)
GFP	Generic Framing Procedure (Genel Çerçeveleme Prosedürü)
GPON	Gigabit Passive Optical Network (Gigabit Pasif Optik Erişim Ağı)
hcDBA	Half Cycling Dynamic Bandwidth Allocation (Yarı Çevrimli Dinamik Bant Genişliği)
HDTV	High-Definition Television (Yüksek Çözünürlüklü Televizyon)
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers (Elektirik Elektronik Mühendisleri Enstitüsü)
IPACT	Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (Adaptif Çevrim Zamanı ile Sıralı Çağırma)
IPTV	Internet Protocol Television (İnternet Protokolü Televizyonu)
ITU-T	International Telecommunications Union Telecommunication

	Standardization Sector (Uluslar arası Telekomünikasyon Birliği Telekomünikasyon Standartlaştırma Birimi)
LAN	Local Area Network (Yerel Alan Ağı)
LGN	Last Gated Node (Son Gate Mesajı Gönderilen Düğüm)
MAC	Media Access Control (Ortam Erişim Kontrolü)
MAN	Metropolitan Area Network (Metropolitan Alan Ağları)
MPCP	Multi Point Control Protocol (Çoklu Nokta Kontrol Protokolü)
NS2	Network Simulator 2 (Ağ Simülatörü 2)
OCDMA	Optical Code Division Multiple Access (Optik Kod Bölmeli Çoklu Erişim)
oDBA	Offline Dynamic Bandwidth Allocation (Çevrimdışı Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı)
OLT	Optical Line Terminal (Optik Hat Sonlandırıcı)
ONU	Optical Network Unit (Optik Ağ Ünitesi)
OpEx	Operational Expenditures (İşletme Maliyeti)
p-hcDBA	Half Cycling Dynamic Bandwidth Allocation with Prediction (Erken tahminli Yarı Çevrim Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı)
P2MP	Point-to-Multi-Point (Noktadan Çoklu Noktaya)
P2P	Point-to-Point (Noktadan Noktaya)
PDV	Packet Delay Variation (Paket Gecikme Değişmesi)
PON	Passive Optical Network (Pasif Optik Ağ)
PPBP	Poisson Pareto Burst Process
QoS	Quality of Service (Servis Kalitesi)
RTT	Round Trip Time (Gidip Gelme Zamanı)
SBA	Static Bandwidth Allocation (Sabit Bant Genişliği Tahsisatı)
SCMA	Subcarrier Multiple Access (Alt Taşıyıcılı Çoklu Erişim)
SLA	Service Level Agreement (Servis Katmanı Anlaşma)
SONET	Synchronous Optical Network (Eşzamanlı Optik Ağ)
T-CONT	Transmission Container (İletim Zarfı)
TCO	Total Cost Ownership (Toplam Sahip Olma Maliyeti)
TDMA	Time Division Multiple Access (Zaman Bölmeli Çoklu Erişim)
TDM-PON	Time Division Multiplexing – Passive Optical Network (Zaman Bölmeli Çoğullamalı Pasif Optik Ağ)
VDSL	Very-High-Bitrate Digital Subscriber Line (Çok Yüksek Hızlı Dijital Abone Hattı)
VoD	Video on Demand (İsteğe Bağlı Video)
VoIP	Voice over IP (IP üzerinden Ses)
WAN	Wide Area Network (Geniş Alan Ağı)
WDMA	Wavelength Division Multiple Access (Dalgaboyu Bölmeli Çoklu Erişim)
WDM-PON	Wavelength Division Multiplexing – Passive Optical Network

SEMBOL LİSTESİ

B_i^{MIN}	: İ'ninci ONU'nun alacağı en düşük bant genişliği miktarı
B_i^g	: İ'ninci ONU'ya verilecek bant genişliği
B_i^{excess}	: İ'ninci ONU'ya atanmış fazlalık bant genişliği
B^{USABLE}	: Herhangi bir çevrimde kullanılabilecek fazlalık bant genişliği miktarı
B_l^{UNUSED}	: Bir önceki çevrimde kullanılmayan bant genişliği
B_{max}	: Bir ONU'ya verilecek maksimum bant genişliği
T_{cycle}	: Bir çevrim zamanı
T_g	: Koruma zamanı
T_{idle}	: Yukarı akım kanalında kullanılamayan boş zaman
G	: (Grant Size) OLT'nin ONU'lara sunduğu pencere boyutu
R	: (Request Size) ONU'ların talepte bulundukları pencere boyutu
P	: Erken tahminle talep edilen değere eklenecek tahmin boyutu
H	: ONU'lara sunulan son 10 pencere boyutunun ortalama değeri
α	: Erken tahmin hesabı için geçmişten etkilenme oranı
k	: Erken tahmin yöntemi için ağırlık katsayısı

ÖZET

GELECEK NESİL PASİF OPTİK ERİŞİM AĞLARININ ANALİZİ

İnsanlığın teknolojiye ve özellikle bilgi teknolojisindeki son elli yıldaki ilerlemesi muazzam seviyeye ulaşmıştır. Bilgi teknolojilerindeki gelişmenin en önemli basamaklarından birini telekomünikasyon alanındaki gelişmeler oluşturmaktadır. Telekomünikasyon alt yapısının hayatımıza girişi önceleri telefon şebekeleri için tasarlanmış olsa da internetin keşfi, savaş ve bilim alanında ülkelerin teknoloji geliştirme için yaptıkları çalışmalarla telekomünikasyon altyapıları çeşitlenmiş ve gelişmiştir. Günümüzde telekomünikasyon teknolojileri uydu haberleşmesinden ev içi elektrik hattı üzerinden bilgi transferine kadar değişik varyasyonlarla karşımıza çıkmaktadır. Telekomünikasyon alt yapıları ele alındığında günümüzde en önem arz eden husus internettir denilebilir. İnternet tek bir telekomünikasyon alt yapısı değil birbirinden bağımsız birçok telekomünikasyon altyapısının bir arada çalıştığı bir sistem olarak ağların ağı şeklinde tanımlanmaktadır. İnternetin gelişimine bakılacak olursa ilk olarak bilimsel bir çalışma olarak başlayan çalışma artık tüm dünyayı birbirine bağlayan, rejimlerin değişmesine kadar insan hayatı üzerinde etkisi olan bir olgu haline gelmiştir. Başka bir açıdan bakılacak olursa internet gelişiminin yanında birçok sektörün doğmasına (servis sağlayıcı, operatör, ağ donanımı üreticisi ...) sebep olmuştur. İnternetin ticari yönü aktörlerinin teknolojik gelişmenin yanında daha fazla müşteri ve pazar arayışı içerisinde olmalarına neden olmuştur. Bu durum araştırmacıların giderek artan bant genişliği ihtiyacına cevap verebilecek ve daha fazla kullanıcıya daha düşük bütçelerle erişebilecekleri çözümleri aramalarını tetiklemiştir. Artan bant genişliği, uzak mesafede verinin hatasız taşınması gibi problemlere en uygun çözüm olarak optik ağlar öne çıkmaktadır.

İnternet'i oluşturan ağ sistemleri hiyerarşik olarak üç yapıda; Omurga ağları WAN, Metropol ağlar MAN ve Erişim ağlar olmak üzere ele alınmaktadır. WAN ve MAN ağlarında optik fiberin kullanımı ve optik tabanlı anahtarlama teknikleri kullanımı çok eskilere dayanmaktadır. Erişim ağlarında bağlantı çözümleri kablosuz ve sabit çözümler olarak iki ana kategoride ele alınabilir. Sabit erişim ağları için çözüm olarak çift sarmal bakır kablo veya koaksiyal hatlar yakın geçmişe kadar yaygın olarak kullanılmaktaydı. Erişim ağlarındaki bu durum servis sağlayıcıların hali hazırdaki telefon veya kablolu TV şebekesini yeni hat döşemeksizin ucuza internet erişimi sağlama amacından kaynaklanmıştır. Çift sarmal bakır hatların veri iletim kapasitesi çok karmaşık teknikler kullanılsa bile belirli mesafelerde kısıtlı kalmaktadır. Bu durum İnternet yapısında WAN, MAN ve yerel ağların çalışma hızına karşın erişim ağlarının darboğaz oluşturmaya yol açmıştır. Erişim ağlarındaki darboğazın aşımı optik teknolojilere geçişin sağlanması ile giderilmektedir.

Optik erişim ağlarını topoloji açısından üç kategori altında toplamak mümkündür. Bunlar noktadan noktaya bağlantılı topoloji, ara aktif eleman ihtiyacı olan yıldız

topoloji ve pasif ayraçla birleştirilmiş ağaç topolojidir. Bu topolojilerden ilk ikisi pasif ara elemanlı ağaç topolojiye göre ya çalışma zamanı ya da gerçekleştirme zamanı bakımından daha maliyetli çözümlerdir. Ağaç yapısı pasif ara elemanlar sayesinde gerçekleştirme ve çalışma zamanı maliyet avantajından dolayı yaygın olarak kullanılmaya başlanmış ve üzerinde çalışmaların devam ettiği bir dal olmuştur. Bu yaklaşım literatürde pasif optik ağlar “Passive Optical Networks – PON” olarak geçmektedir.

PON sistemi genelde servis sağlayıcının merkezi ofisinde bulunan Optik Hat Sonlandırıcı (Optical Line Terminal – OLT), kullanıcı kısmında bulunan Optik Ağ Ünitesi (Optical Network Unit – ONU), bunlar arasındaki fiber kablolar ve pasif bağdaştırıcı-ayırıcı parçalarından oluşur. PON sistemleri kullanılan çoklu erişim mekanizmasına göre zaman bölmeli çoklamalı PON (TDM-PON) veya dalga boyu bölmeli çoklamalı PON (WDM-PON) olarak isimlendirilmektedirler. Ethernet-PON (EPON) ve Gigabit-PON (GPON), TDM-PON yapısındaki iki temel standartlaştırmadır. WDM-PON yapıları ekonomik olarak yeterli seviyede ucuzlamadığı için henüz tüm dünyada yaygın olarak kullanılmamaktadır. Fakat gelecek nesil PON yapılarının WDM-PON tabanlı veya melez çözümler olacağı düşünülmektedir ve bu konular üzerinde çalışmalar sürmektedir. Gelecek nesil PON standartları için iki temel problemin (daha fazla kullanıcıya ve daha uzak mesafeye erişmek, bant genişliği miktarını arttırmak) çözümüne odaklanılmıştır. Bunun dışında üzerinde çalışılan diğer konulardan bir tanesi de mobil cihazların ve mobil ağların günümüzde giderek artması ve bu cihazlardaki bant genişliği ihtiyacının karşılanması için optik-kablosuz birleşiminin (eş çalışmasının) sağlanacağı sistemlerin tasarımıdır.

Bu çalışmada PON sistemleri hakkında genel bilgiler sunulmuş, var olan PON yapılarının çalışma mekanizmaları ve sınıflandırılmaları incelenmiştir. PON hakkındaki genel incelemenin ardından EPON için geliştirilmiş yeni bir dinamik bant genişliği algoritması anlatılmıştır. Geliştirilen algoritma yarı çevrimli işlem yapma özelliğinden esinlenilerek Yarı Çevrimli Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı (Half Cycling Dynamic Bandwidth Allocation - hcDBA) algoritması olarak isimlendirilmiştir. Sonrasında hcDBA algoritmasının erken tahmin mekanizması ile iyileştirilmesi çalışması verilmektedir. Ayrıca tez çalışmasının son bölümünde EPON’un yukarı akım kanalı üzerindeki simülasyon trafiğinin davranışı ileriki çalışmalarda trafik üretici seçimi konusunda yardımcı olması için incelenmiştir. Geliştirilen algoritmalar NS2 simülasyon ortamında gerçekleştirilerek bilinen EPON dinamik bant genişliği tahsisatı algoritmaları ile kıyaslanmıştır. Kıyaslama sonuçları ve performans analizi bulgular kısmında verilmiştir.

Yapılan çalışmalar sonucu geliştirilen hcDBA algoritmasının var olan yöntemlere göre daha iyi başarımlar sunduğu veri kayıp oranları ve erişim gecikmeleri kıstaslarına göre tespit edilmiştir. Tezin sonuç kısmında bulgular yorumlanarak gelecek çalışmalar için fikirler sunulmuştur.

SUMMARY

ANALYSIS OF NEXT GENERATION PASSIVE OPTICAL ACCESS NETWORKS

The advancement of humanity about technology and particularly information technologies has been progressed enormously. One of the most important steps of the progress in information technologies is improvements on telecommunications. Although the telecommunication infrastructure has been come into our lives at first for telephony networks, they have been diversified and enhanced by the discovery of Internet and technological studies of countries for war and science areas. Today, telecommunication technologies vary from satellite communication to communication over power lines at home. Considering the telecommunication infrastructures, Internet has the most importance. Internet is not only a telecommunication infrastructure but also a network of networks in which several independent telecommunication infrastructures operate as an overall system. Regarding the development of Internet, at first it started as a scientific study then became a worldwide phenomenon which is connecting the whole world and has impact on human life even such as changing the regimes. From a different point of view, development of Internet also revealed many sectors such as service providers, operators and network hardware vendors. The commercial side of Internet also caused to be in search of new customers and market in addition to the technological progress. These also triggered to develop solutions in order to appeal to more customers with lower budgets and satisfy the increasing bandwidth demands of researchers. Optical networks distinguish as a solution to problems such as increasing bandwidth and transmission of data as error free over long distances.

The network architectures which constitute the Internet are handled as hierarchical three levels (backbone networks-WAN, metropolitan networks-MAN and access networks). The usage of optical fibers and optic based switching techniques in WAN and MAN networks are of long standing. The connection solutions can be considered as wireless and fixed in access networks. For fixed access networks, twisted pair copper cables or coaxial links were used until the recent past. This property of access networks is a result of service providers' intention to use existing telephony or cable TV systems without laying down new links. The data transmission capacity of twisted pair copper links is limited through specific distances even if they use complex techniques. In Internet infrastructures, this property causes the incidence of bottlenecks for access networks besides the operating of WAN, MAN and local area networks. Overcoming this bottleneck in access networks is provided by changeover to optical technologies.

Optical access networks can be classified as three categories in terms of topology: point-to-point topology, start topology with intermediate active elements and start topology with passive splitter. The first two topologies are much more high cost ones than tree topology with passive splitter in terms of operating time or implementing time. By employing passive intermediate elements, tree structure has become to be used broadly due to its cost advantages of implementing and operating times and also

revealed as a new section for further studies. This approach is called “Passive Optical Networks-PON” in literature.

PON system generally consists of Optical Line Terminals-OLT at central office of service provider, Optical Network Unit-ONU at user side, passive combiners/splitters and optical fibers between them. PON systems are named as Time Division Multiplexing PON (TDM-PON) and Wavelength Division Multiplexing PON (WDM-PON) according to the used multiple access mechanism. Ethernet PON (EPON) and Gigabit-PON (GPON) are two main standards over TDM-PON structure. WDM-PON structure is not widely used since they are not still cheap enough to be used. However, next generation PON structures are thought to be based on WDM-PON or hybrid solutions. Two main problems (accessing more users over longer distances and increasing the bandwidth) are focused on for next generation PON standards. Also, one of the other studying topics is the increasing number of mobile devices and mobile networks and design of optical-wireless convergence system to satisfy the bandwidth demands of these devices.

In this study, general overview about PON systems is presented and existing PON mechanisms and classification are investigated. After the general overview of PONs, a novel dynamic bandwidth allocation algorithm proposed for EPON is introduced. This proposed algorithm is named as “Half Cycling Dynamic Bandwidth Allocation-hcDBA” by the inspiration of its half cycling processing mode. Later, an improvement of hcDBA algorithm with early prediction mechanism is presented. The behavior of simulation traffic of EPON’s upstream channel has been investigated in order to support the decision of traffic generator in further studies. The newly proposed algorithm has been implemented on NS2 simulation tool and compared to existing EPON dynamic bandwidth allocation algorithms. The comparison results and performance analysis are given in results section.

As a result statement of the study, hcDBA algorithm performs better than existing mechanism in terms of packet loss ratio and access delays. In the conclusion section, results are discussed and future work ideas are presented.

1. GİRİŞ

Telekomünikasyon alt yapısının hayatımıza girişı telefon şebekeleri ile başlamaktadır. İnternetin keşfi, savaş ve bilim alanında ülkelerin teknoloji geliştirme için yaptıkları çalışmalar ile telekomünikasyon altyapıları çeşitlenmiş ve gelişmiştir. Günümüzde telekomünikasyon teknolojileri uydu haberleşmesinden ev içi elektrik hattı üzerinden bilgi transferine kadar değişik varyasyonlarla karşımıza çıkmaktadır. İnternet ve bilgisayar endüstrisindeki gelişmelerle birlikte kullanıcıların deneyimleri ve ihtiyaçları da değişmektedir. İnternetin ilk zamanlarında web sayfaları genellikle metin tabanlı bilgilerden ve resimlerden oluşmaktaydı. Günümüzdeyse artık daha fazla bant genişliğine ihtiyaç duyan; noktadan noktaya dosya paylaşımı, video paylaşımı, isteğe bağlı video, gerçek zamanlı çevrimiçi oyunlar gibi uygulamalar kullanıcıların ihtiyaçları arasına girmiştir. İnternet hizmetinin son kullanıcıya kadar sunulması için hizmet veren servis sağlayıcıları, operatörler ve ağ donanımı üreticileri için ticari açıdan bakıldığında, teknolojik gelişmenin yanında önemli bir konu da daha fazla müşteri ve pazar elde etmektir. Bu durum araştırmacıların giderek artan bant genişliği ihtiyacına cevap verebilecek ve daha fazla kullanıcıya daha düşük bütçelerle erişebilecek çözümleri aramalarını tetiklemiştir. Artan bant genişliği ve uzak mesafede verinin hatasız taşınması gibi problemlere en uygun çözüm olarak optik ağlar öne çıkmaktadır.

İnternet'i oluşturan ağ sistemleri hiyerarşik olarak; Omurga ağları WAN, Metropol ağlar MAN ve Erişim ağlar olmak üzere üç yapıda ele alınmaktadır. WAN ve MAN ağlarında optik fiberin kullanımı ve optik tabanlı anahtarlama teknikleri kullanımı çok eskilere dayanmaktadır.

Erişim ağlarında bağlantı çözümleri kablosuz ve sabit çözümler olmak üzere iki ana kategori olarak ele alınabilir. Sabit erişim ağları için çözüm olarak çift sarmal bakır kablo veya koaksiyal hatlar yakın geçmişe kadar yaygın olarak kullanılmaktaydı. Erişim ağlarındaki bu durum, servis sağlayıcılarının hali hazırdaki telefon veya kablolu TV şebekesini, yeni hat döşemeksizin, ucuza internet erişimi sağlamada kullanmasından

kaynaklanmıştır. Çift sarmal bakır hatların veri iletim kapasitesi çok karmaşık teknikler kullanılsa bile belirli mesafelerde kısıtlı kalmaktadır. Bu durum WAN, MAN ve yerel ağların çalışma hızına karşın erişim ağlarının darboğaz oluşturmaya yol açmıştır.

Kullanıcılara daha çok bant genişliğini daha ucuza sunmak, servis sağlayıcıları için daima çözülmesi gereken önemli bir problem olmuştur. Bu süreçte altyapı harcamaları (Capital Expenditures – CapEx), en önemli problem olarak öne çıksa da toplam sahip olma (Total Cost Ownership - TCO) göz önüne alındığında işletme maliyeti (Operational Expenditures - OpEx) daha fazla önem arz etmektedir. Erişim ağlarında sabit, optik tabanlı ağ altyapısına geçmek diğer bütün sabit ağ yapılarına göre daha çok altyapı harcaması gerektirmektedir. Bunun nedeni, günümüzde neredeyse her binanın, merkezi telefon şebekesine bakır kablolu sistemlerle hali hazırda bağlantılı durumda olmasıdır. Optik altyapıya geçmek getirdiği altyapı maliyetine karşı olarak işletme maliyeti açısından büyük bir avantaj sunmaktadır.

Ağ donanımı endüstrisi, halen çift sarmal telefon şebekesi için veri iletimini geliştirmeye yönelik çalışmaların (dial-up modemlerden VDSL sistemlere) yanında, bir taraftan da daha uzak mesafelere daha çok bant genişliği sunabilecek sistemlerin arayışı içerisinde. Bu aşamada fiber teknolojisi ön plana çıkmaktadır. Çünkü fiber hatlar uzak mesafelere veriyi enerji yinleme ihtiyacı olmaksızın taşıyabilmektedir. Fiber hatlar omurga ağlar için uzun zamandır kullanılmaktadır. Omurga ağlarının yüksek hızlarda çalışması ve bunun yanında yerel ağlarda Ethernet teknolojisindeki son gelişmeler (1Gbps – 10Gbps Ethernet) sonucunda, ağ yapısındaki problem teşkil eden darboğaz, servis sağlayıcıların son kullanıcıya erişimini sağlayan erişim ağlarındaki kapasite sınırları olmaktadır. Erişim ağlarının neden olduğu bu darboğaz ağın toplam kullanılabilir kapasitesini kısıtlamaktadır. Servis sağlayıcıları ve araştırma grupları uzak mesafelere erişim ve bant genişliği ihtiyacı gibi problemlerin üstesinden gelebilmek için fiber erişim ağ teknolojileri geliştirmektedir.

Erişim ağlarında fiber kullanılması düşüncesi 1980’lerde ortaya atılmış çok yeni olmayan bir olgudur. Ne yazık ki o dönemdeki optik cihazların maliyeti bu teknolojinin son kullanıcıların evine girmesini geciktirmiştir. İlk standartlaştırma çalışmaları 1995’de kurulan “The Full Service Access Network – FSAN” grubu tarafından

başlatılmıştır ve günümüzde IEEE ve ITU-T tarafından birbirinden ayrı geliştirilen iki standartlaştırma dalı olarak devam etmektedir. Standartlaştırılan bu yapılar (“Ethernet Passive Optical Network - EPON ve “Gigabit Passive Optical Network – GPON”) zaman bölmeli çoklama mekanizmasını kullanır. Artık yeni nesil çözümlerin üretilmesi için bu iki standardın tek bir çatı altında birleştirilmesi planlanmaktadır. Diğer taraftan Uzakdoğu ülkelerinde dalga boyu çoğullamalı çoklu erişim mekanizmasını kullanan Dalga Boyu Bölmeli Çoklamalı Passive Optical Network “Wavelegth Division Multiplexing PON - WDM-PON” mimarileri geliştirilmiştir. Bu çalışmaların yanında fiber kablo üzerinden kablosuz sinyallerin doğrudan taşınması veya televizyon yayınlarının taşınması gibi farklı dallar üzerinde de çalışmalar yapılmaktadır.

Bu tez kapsamında Pasif Optik Erişim Ağları (Passive Optical Network - PON) sistemler üzerine yapılan çalışmalar incelenmiş ve özetlenmiştir. PON sistemlerinin tarihsel gelişimi, geliştirilen standartlar ve geleceğe yönelik yapılan çalışmalar anlatılmıştır. Teze şu anki erişim ağlarının durumunun özetlenmesi ile başlanmıştır. Sonrasında fiber teknolojilerin erişim ağlarında olmasına olan gereksinim ile fiber teknolojinin nasıl geliştiği detaylandırılmıştır. Tasarlanabilecek optik erişim ağ çeşitleri sunularak PON’un neden ön plana çıktığı gösterilmiştir. PON sistemlerin geliştirilmesi için kullanılmakta olan çoklu erişim sistemleri anlatılmıştır. Sonrasında EPON ve GPON standartları verilmiştir. Çalışmalar EPON üzerinde derinleştirilerek EPON’daki dinamik bant genişliği tahsisatı algoritmaları incelenmiş ve kategorize edilmiştir. Çalışmalar neticesinde EPON için dinamik bant genişliği tahsisatı algoritması “Half Cycling Dynamic Bandwidth Allocation”(hcDBA) geliştirilmiş ve simülasyon ortamında iyi bilinen dinamik bant genişliği tahsisatı algoritmaları olan IPACT ve offline dinamik bant genişliği tahsisatı algoritmalarıyla karşılaştırılarak performans değerlendirmeleri yapılmıştır. hcDBA algoritmasının erken tahmin mekanizması ile iyileştirilmesi yapılmıştır. Geliştirilmiş modelin, hcDBA ve IPACT algoritmaları ile karşılaştırılması yapılmıştır. Son olarak EPON’un yukarı akım kanalında trafik davranışı Poisson ve öz-benzer trafik üreteçleri ile karşılaştırılarak EPON sisteminin simülasyon ortamındaki yukarı akım kanalındaki trafik modeli incelenmiştir. Tezin tartışma ve sonuç bölümünde elde edilen bulgular yorumlanarak gelecek çalışmalar için fikirler sunulmuştur.

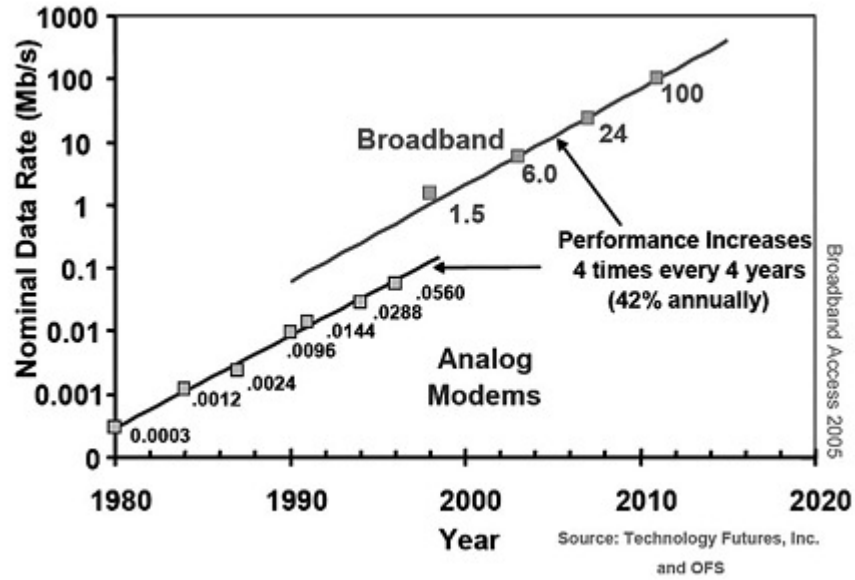
2. GENEL KISIMLAR

Bu bölümde erişim ağlarındaki gelişmeler, PON sistemlerinin tarih içerisindeki gelişimi, oluşturma yöntemleri, standartlar ve Ethernet PON sistemleri için dinamik bant genişliği tahsisatı algoritmaları verilmiştir.

2.1. ERİŞİM AĞLARININ GELİŞİMİ

2.1.1. Erişim Ağı Altyapısındaki İhtiyaçlar

Oldukça geniş bir kesim tarafından video tabanlı bir dünyanın yakın gelecekte yeni hizmetlere ve fırsatlara imkân açacağına inanılmaktadır. Gelecekte yer alacak bu hizmetler arasında IPTV, isteğe bağlı video (Video on Demand- VoD), isteğe bağlı eğitim (Education on Demand – EoD), Yüksek Çözünürlüklü Televizyon (High-Definition TV - HDTV), video konferans, yüksek kalitede etkileşimli video oyunları, video gözetlemesi ve benzeri hizmetler sıralanabilir.



Şekil 2.1: Erişim Ağlarındaki Bant Genişliği Değişimi(Lee Chang-Hee ve diğ., 2006)

Şekil 2.1, erişim ağlarının tarihsel ve geleceğe dönük olarak ortalama veri iletim oranlarını göstermektedir. 1990’larda devamsızlık gösteren sürecin oluşmasının sebebi kısıtlı iletim imkanı sunan dar bant ses kanallarında çalışan analog modemlerden geniş bantta çalışan dijital DSL iletim tekniklerine geçilmesidir. Her müşteriye sunulan bant genişliği her dört yılda bir dörde katlanmaktadır (Lee Chang-Hee ve diğ., 2006). “Fiber-to-the-Premises” (FTTP) ağlarının icadı ve video tabanlı yeni internet dünyasının varlığı bant genişliği artımı konusunda bu sürecin kesintisiz olarak devam edeceğini göstermektedir. Veri iletim oranlarının artmasındaki bu değişiklikte ilgi çekici bir nokta, trafik akışının çoğuşumsal ve asimetrik yapıdan giderek daha tekdüze ve simetrik bir yapıya geçiyor olmasıdır. Buna yol açan nedenlerin başında noktadan noktaya dosya paylaşımı ve video akışlarının sabit bant genişliği kullanma ihtiyaçları gelmektedir. Ayrıca yüksek kaliteli video uygulamaları geliştirildikçe daha yüksek seviyeli servis kalitesi ihtiyaçları çıkaracaktır. Artan ihtiyaçların karşılanması için her hizmet alıcıya 100Mbps veya daha yüksek hızlarda simetrik veri iletim değerlerinin sağlanması gerekmektedir. Bu durum yeni tasarlanacak sistemler için ortaya çözümlenmesi gereken bazı zorunluluklar getirmektedir. Şöyle ki geliştirilecek bir teknolojinin her hizmet alan müşteriye 100Mbps’lık bant genişliğini, servis kalitesini göz önünde bulundurarak sunması gerekmektedir.

2.1.2. Neden Fiber Teknoloji?

Çift sarmal bakır kablo altyapısına sahip geleneksel erişim ağlarının oldukça sınırlı bant genişliği ve erişim mesafesi sunabildiği iyi bilinmektedir. Çift sarmal kablo üzerinden bir verinin 100Mbps’lık hızda iletilmesi azami 100 metre gibi bir mesafede mümkün olabilmekte ve oldukça gelişmiş iletim tekniklerine ihtiyaç duymaktadır (Chrissan, 2004). Bu sınırlamanın üstesinden gelebilmek için tekil kip (single-mod) optik fiberlerin iletim ortamı olarak kullanılması gerekmektedir. Tekil kip fiber çok uzak mesafeler için oldukça yüksek bant genişliğine imkân tanımaktadır. Bu nedenle erişim ağlarında arzulanan en son adım, her bir kullanıcıya fiber altyapısı ile erişmektir. Bu çeşit ağ yapıları genellikle “Fiber-to-the-Home/Premise (FTTH/P)” şeklinde isimlendirilmektedir. Kullanılan terimin “FTTH/P” uygulanan fiber mimarîsi üzerinde bir kısıtlayıcı özelliği bulunmamaktadır.

Fiber erişim ağlarını, aktif optik erişim ağları (Active Optical Networks - AON) ve pasif optik erişim ağları (Passive Optical Networks - PON) şeklinde iki kategori altında inceleyebiliriz. AON'lar elektronik olarak aktif olan (güç tüketen) bir ara elemana sahip yıldız topoloji üzerine kurulmuştur. Bu ara eleman gelen verinin kullanıcılarla merkezi birim arasında ayrıştırılarak gönderilmesini sağlamaktadır. PON sistemlerde ise yaygın olarak ağaç topolojisi kullanılmaktadır. Merkez ofis ile kullanıcılar arasındaki veri akışı pasif optik ayraçlar ve fiber hatlar aracılığı ile gerçekleştirilmektedir.

“Passive Optical Network (PON)” terimi ağ yapısında merkezi birim ile müşteriler arasında aktif ara elemanların bulunmadığı bir ağ yapısı tanımlar. Başka bir deyişle ağ yapısında optik hatlar ve pasif optik ayraçlar herhangi bir elektrik beslemesine veya aktif bir yönetime ihtiyaç duymamaktadır. Bu özelliği PON'ları işletme maliyeti açısından avantajlı hale getirmektedir. Ayrıca dış ortama yerleştirilen bu pasif erişim sistemi 25 yılın üzerinde bir yaşam döngüsüne sahip olmaktadır (Lee Chang-Hee ve diğ., 2006).

Son yıllarda yapılan araştırma ve uygulamalar FTTP bağlantısı kurulum maliyetlerinin dikkate değer oranda azaldığını göstermektedir. CapEx değerleri 2000 yılında 4000\$ mertebesinde iken 2005 yılında ile 1000\$ değerine düşmüştür (Garvey, 2005). Bunun yanında var olan çift sarmal bakır yapıdan optiğe geçiş OpEx bazında her yıl, her müşteri için 125\$'lık bir tasarruf sağlayacaktır (Lee Chang-Hee ve diğ., 2006). OpEx'deki kazancın yanında CapEx'deki bu düşüşle beraber yakın gelecekte fiber sistemlerin hızlanarak artacağı düşünülmektedir.

2.1.3. PON Sistemlerinin Gelişimi

PON teknolojisi ilk olarak 1980'lerde duyurulduğu sırada optik teknolojisi oldukça yeni bir teknolojiydi ve uzak mesafeli telekomünikasyon sistemlerinde kullanılmaya başlanmıştı (Ballance, 1990 – Okada ve diğ., 1990). Bu dönemde fiber optikler telekomünikasyon firmalarının çekirdek, metropol ve omurga ağlarında kendine oldukça fazla yer bulmuştur. 1990'ların ortalarında bant genişliğine olan ihtiyaçtaki hızlı yükseliş, optik hatların son kullanıcıya erişim için erişim ağlarında kullanılmasının

önünü açmıştır. Bu durum, beş yıl boyunca sürecektir standartlaştırma ve alan çalışmalarına öncü olmuştur.

PON'ların geliştirilmesindeki en önemli olaylardan biri 1995'de "Full Service Access Network (FSAN)" gurubunun kurulmasıdır (Faulkner ve diğ, 1997). Optik erişim ağları konusundaki çalışmaların başında FSAN grubu, PON topolojisinin ve zaman bölmeli çoğullamanın "Time Division Multiplexing/Multiple Access – TDM/TDMA" erişim kontrolünde kullanımı konusunda fikir birliğine varmıştır. 1996'da FSAN birliği ATM'nin (Asynchronous Transfer Mode) çoklu servisli ağlarda en iyi veri kapsülleme metodu olduğu konusunda karara varmıştır. Bu kararlar ilk PON standardının çıkışını şekillendirmiştir. Bu yapı ITU-T tarafından benimsenmiş ve tam bir gereksinimler metni olarak (ITU-T G.983.1, 2005) başlığı altında standartlaştırılmıştır. Geliştirilen bu standart yaygın olarak ATM-PON (APON) olarak bilinmektedir.

Nippon Telegraph and Telephone (NTT) firması APON sistemini Japonya genelinde geniş bant ağ hizmeti sunmak için kullanmıştır. Aynı zaman diliminde Amerika Birleşik Devletleri'nde birçok servis sağlayıcısı PON sistemler üzerinde sınırlı çapta deneysel veya sınırlı servis sağlayan denemeler yapmıştır. Yine bu dönemde Verizon ve SBC (Southwestern Bell Communications, şu anda AT&T'nin bir parçası) APON sistemlerini iş uygulamaları ve bakır hatlı sistemlerin iyileştirilmesi çalışmalarında kullanmaktaydı. Bu dönem için birçok servis sağlayıcısı APON sistemlerini yeni erişim odaklı SONET (Synchronous Optical Network) tabanlı platformlara göre pahalı bulmuştur.

1990'ların sonlarına doğru PON olgunlaşmış uygulanabilir bir teknoloji olmuştur. Fakat iş dünyası için özellikle ABD'de ve Avrupa'da PON uygulamalarına geçmek birçok sebep dolayısıyla geri plana itilmiştir. Bunun ilk nedeni sabit varlık harcamalarının o dönem için hala çok yüksek fiyatlarda kalmış olması, ikincisi talep edilen bant genişliğinin fiberin sunduğu değerlerden oldukça uzakta olması, üçüncüsü piyasanın hala belirsizlik içerisinde olması ve son olarak yeni sistemlerin ülke yönetimleri tarafından onaylanmamış olmasıdır. Bu zaman zarfında kablolu TV sistemleri henüz üçlü hizmet verebilecek kapasiteye erişememişlerdi. Bu nedenlerden dolayı servis sağlayıcı firmalar bakır telefon şebekesi üzerinde çalışan xDSL sistemlere yöneldiler.

Bu durumu bozan çok az istisna vardır. Bunlardan biri Bellsouth firmasının yeni inşaat alanları için “fiber-to-the-curb (FTTC)” sistemleri inşa etmesidir (Effenberger ve Diğ, 2007).

APON sistemler kendini kanıtlamış olsalar da bu konuya ilgi duyan servis sağlayıcıları (NTT ve Bellsouth) sistemin yetersiz olduğunu ve geliştirilmesi gerektiğini biliyordu (Ueda ve diğ. 2001). Bunun sonucu olarak APON sistemler geliştirilerek Broadband PON (BPON) tasarlanmıştır. BPON, FSAN grubunun tasarladığı gereksinimlere göre hazırlanmış, daha sonra ITU’nun ITU-T G.983 serisi altında standartlaştırılmıştır. Bu standartta 622Mbps aşağı yönde ve 155Mbps ile 622Mbps değişebilir yukarı yönde iletim hızları tanımlanmıştır. Her bir merkezi birim (Optical Line Terminal – OLT) azami 20km mesafede 32 kullanıcı birimine (Optical Network Unit – ONU) kadar hizmet verebilmektedir. BPON sistemlerde APON gibi TDM yapı ve üzerinde ATM paketleme sistemi kullanılmaktadır. Bu nedenle bazı uzmanlar tarafından BPON sistemler APON olarak tanımlanmaktadır.

(ITU-T G.983.3, 2005) standardında tekil fiber üzerinde dalga boyu bölmeli çoklama ile 1.3µm dalga boyunun yukarı yönde akış, 1.49µm dalga boyunun da aşağı yönde akış için kullanılması belirlenmiştir. 1,55µm dalga boyu ise analog televizyon sinyallerinin iletilmesi için kullanılmaktadır. Bir başka BPON tabanlı standart da J.186’dır. Bu standartta Erbium-Doped Fiber Amplifier (EDAF) ve ONT elemanlarının anlatımı yer almaktadır. BPON sistemler 2003 yılında 3 firmanın (Bellsouth, SBC ve Verizon) ilgi odağı halinde kalmış ve Amerika Birleşik Devletleri’nde 2007 yılına kadar uygulanmıştır.

2001 Mart ayında IEEE’nin 802.3 gurubu 802.3ah “Ethernet in the First Mile” (EFM) projesini başlatmıştır. Projenin ana başlıklarından biri Ethernet çerçevelerinin PON sistemler üzerinden taşınmasıdır. IEEE, FSAN/ITU’nun yaklaşımına karşıt olarak, teknoloji tabanlı bir geliştirme felsefesi ile olaya yaklaşmıştır. Sonuçta gerçekleştirilecek sistem, Ethernet tabanlı cihazlardan başlayan Ethernet paketlerini PON üzerinde az bir değişikliğe uğratarak iletebilecek yapıda olmalıydı. Bundan esinlenerek geliştirilen EPON, “best-effort” internet trafiğini taşıyacak en iyi erişim ağı servis çeşidi olmuştur. IEEE 802.3ah’ın EPON standardı, 2004 Haziranında onaylanmıştır. EPON 10-20km

azamî mesafede 16 ONU'ya iki yönde eşit olarak 1Gbps hızında hizmet edebilecek bir iletişim standardı olarak kabul edilmiştir. EPON, NTT'nin ihtiyaçlarından dolayı şans eseri piyasaya sürülmüştür. Mücadeleci ve finansal olarak arkası kuvvetli servis sağlayıcıları ile mücadele edebilmek için NTT'nin daha avantajlı bir geniş bant çözümüne geçmesi gerekmektedir. EPON bu aşamada NTT için çözüm yolu olmuştur. Bu nedenle EPON doğu Asya bloğunda oldukça popülerlik kazanmıştır (Shinohara ve Manabe, 2006).

EPON standardının geliştirildiği dönemde FSAN/ITU (ITU çalışma grubu 15, SG15) altında da yeni nesil PON standardı için bir çalışma sürdürülmekteydi (Next-Generation PON). İlk çalışmalar ATM yapısı üzerine, daha sonraki çalışmalar Ethernet paketlemesi üzerine son olarak da fiziksel katman paketlemeye (temel fikri SDH/SONET'deki Generic Framing Procedure- GFP) dayanan bir fikir üzerine yapılmıştır. En son bahsi geçen yaklaşım seçilerek geliştirilen çalışmalar şu an Gigabit-Capable PON (GPON) olarak bilinen isim altında G.984 standardının temelini oluşturmuştur. GPON standardı "Generic Encapsulation Method" veya "GPON Encapsulation Mode" (GEM) kullanmaktadır ve aşağı yönde akış hızı 2,5Gbps yukarı yönde akış hızı 1,25Gbps'a yükseltilmiştir.

Birçok servis sağlayıcısı GPON veya EPON sistemlerin yakın geleceğin ihtiyaçlarını karşılamayacağını bilmesine rağmen yeni sistemin ne içereceği konusunda beklemede kalmaya devam etmektedir. Buna yol açan nedenlerin başında uygulanacak sistemin gelecek olan yeni standartlara ve genişletmelere uyumlu olabilmesi gerekliliği sayılabilir. Fiber altyapısının inşa edilmesi oldukça maliyetli bir yatırım olduğu için ekonomik bir geliştirme ile yeniden kullanılabilmeleri gerekmektedir.

IEEE 802.3av çalışma grubu 2007 yılında 10Gbps'lık EPON sistemi tasarlamak için kurulmuştur. Bu grup iki sistem üzerinde çalışmalarını ilerletmiştir. İlki 10Gbps aşağı 1Gbps yukarı akış hızlarında çalışan bir sistemdir. 10Gbps'a 1Gbps'lık asimetrik yapının şu an için gereken bant genişliği ihtiyacını karşılayacağı düşünülmekteydi. Ama asıl arzulanan sistem aşağı ve yukarı yönde simetrik olarak 10Gbps çalışabilen bir sistemin tasarlanmasıdır. 802.3av çalışma grubu Eylül 2009'da standardı geliştirmeyi tamamlamış ve duyurmuştur (IEEE Std 802.3av, 2009).

FSAN grubu birçok geliştirme sistemi üzerinde fikir geliştirmektedir. Örneğin GPON sistemlerinin ayrışma oranlarını fiziksel olarak azaltmak gibi. Bu modelde kapasite artışı PON sistemin dağıtım oranını azaltarak sağlanmaktadır. Sadece aşağı yönlü dalga boyu bölmeli çoğullama (“wavelength division multiplexing” - WDM) ile ayrıştırma oranı azaltılmış GPON da (Stacked GPON olarak da bilinmektedir) düşünülen iyileştirmeler arasındadır. Her iki yaklaşım da iptal edilmiştir. Çünkü her ikisi de GPON türevi yaklaşımlardır ve diğer PON sistemlerinin yeniden düzenlenmesini gerektirmektedir.

ITU-T 15 numaralı çalışma grubu ile IEEE 802.3 arasında yeni PON standardının ortak bir tabanda çıkarılması konusunda fikir alışverişi ve ortak çalışmalar yapılmaktadır. Bu yöndeki çalışmaların devam etmesi sonucu uyum problemleri yaşanmayacak standartların ortaya çıkması beklenmektedir (Effenberger ve diğ. ,2009).

Dalga boyu bölmeli çoğullamalı pasif optik erişim ağları (WDM-PON) yakın gelecekte gelecek nesil erişim ağları ve arka plan ağları için çözüm yolu olarak görülmektedir (Yıldız ve diğ., 2011). Ölçeklenebilir bant genişliği, uzak mesafeye erişim ve her bir dalga boyu için ayrı ayrı çalışma hızının ve ayrışma oranının ayarlanabilir olması WDM-PON’un avantajlarıdır. Bu özellikleri WDM-PON’u ev kullanıcı erişim ağları, iş erişim ağları ve arka plan uygulamaları için ortak kullanılabilecek bir çözüm haline getirmektedir. WDM-PON’lar son yıllarda literatürde sıkça tartışılmaktadır (Grobe ve Elbers, 2009).

Kapasite ihtiyacı 1Gbps altında olan ev kullanıcıları için WDM-PON hala GPON ve EPON sistemlere göre pahalı durmaktadır. Ayrıca azami dalga boyu sayısı ayrışma oranını belirlemektedir. Bu iki duruma ortak bir çözüm olarak bağımsız dalga boylarının beraber kullanılması düşünülebilir. Böylece oluşacak maliyet birden fazla kullanıcıya bölüştürülebilir ve çok yüksek seviyelere (1:500 ayrışma oranlarına) erişilebilir. Bu değer her bir dalga boyu için ayrı ayrı gerçekleştirilen ayrıştırmaların toplamı sonucu ortaya çıkmaktadır (Örneğin 40 dalga boylu dense-wavelength division multiplexing DWDM-PON sisteminde her bir dalga boyu için 1:8 veya 1:16 ayrışma oranı kullanılması). Her bir dalga boyu için gerçekleştirilecek ayrışma oranı GPON / EPON

sistemlerden düşük tutulabilir, bu sayede kullanıcılara daha yüksek kapasitede hizmet sunulabilir (Grobe ve Elbers, 2009).

Kore’de 2003-2006 yılları arasında ETRI (dalga boyu tekrar kullanma mantığı) ve Novera (Dalga boyu kilitleme mantığı) tarafından 16 dalga boyu kanalına sahip ve her bir dalga boyu için 1.25Gbps iletim hızı gerçekleştirebilen sistemler geliştirilmiştir. 2007 Ekiminde Kore Telekom (KT) tarafından ilk Burst Mode Transceiver (BMT) ve 2008 Martında ikinci BMT uygulanmıştır. 2008 Nisanından beri ETRI tarafında gerçekleştirilen WDM-PON ticari alanda KT tarafından geniş bant hizmet sunabilmek için ağ altyapısında kullanılmaktadır. Ayrıca Kore’de devlet destekli proje olarak uzak mesafe erişimli WDM-PON ve melez WDM-TDM-PON sistemleri üzerinde 2007’den beri geliştirmelere devam edilmektedir (Nikitin ve diğ., 2009).

2.2. OPTİK ERİŞİM AĞ ÇEŞİTLERİ

Optik erişim ağlarını diğer erişim ağlarından ayıran olgu bilginin tamamen fiber kablolar üzerinden taşınıyor olmasıdır. Optik erişim ağları fiber kabloların bağlantı modellerine göre değişik topolojilerde olabilirler. Bu topolojiler aynı zamanda erişim ağlarının çalışma şeklini, maliyetini ve performansını doğrudan etkileyebilmektedir. Bu bölümde optik erişim ağlarını üç temel başlık altında gruplanacak ve sonrasında ilgiyi çokça üzerine çekmiş olan pasif optik erişim ağlarının detayları ile devam edilecektir.

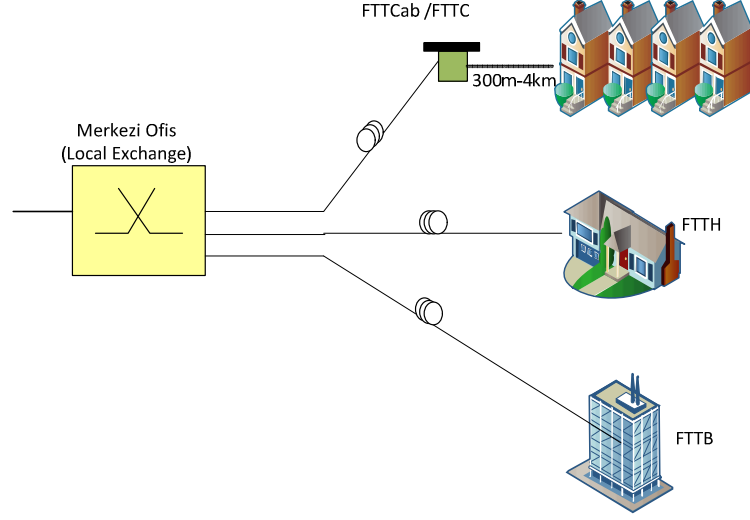
2.2.1. FTTx Çeşitleri

Topolojilere göre incelemeye başlamadan önce Fiber bağlantıların değişik isimlendirmelerine bakacak olursak FTTH, FTTB, FTTP, FTTC gibi sondaki harfin değiştiği değişik kısaltmalarla karşılaşılmaktadır. Bu isimlendirmeler kullanılan teknoloji veya topolojiyi ayırmadan çok sistemin sonlandığı noktaya göre verilen isimlerdir (Fiber-to-the-Home, Fiber-to-the-Business, Fiber-to-the-Building, Fiber-to-the-Curb, Fiber-to-the-Premise, ...). Bu isimlendirmeler daha çok servis sağlayıcıların pazarlama stratejilerini ve optik erişim ağlarını hangi noktaya kadar götüreceklerini belirlemektedir. FTTH (Fiber-to-the-Home), Türkçe söyleyişle evlere fiber, gerçekleştirilmesi arzulanan yapıdır. Yani her internet kullanıcısının optik hat

sonlandırıcı üniteyi kendi evinde barındırdığı ve her bir kullanıcıya optik hattın tam kapasitesinin kullandırıldığı optik erişim ağ formatıdır. Ne yazık ki bu şekildeki bir yaklaşım kısa vadede servis sağlayıcısına kazanç getirmeyeceği için çoğunlukla uygulanmamaktadır. Bunun yerine döşenecek optik erişim ağının tek bir sonlanma noktasının birden fazla kullanıcıya hizmet verebileceği apartman, dağıtıcı kabin veya sokak kabini gibi noktalarda bulunduğu FTTB, FTTC, FTTP, gibi çözümler uygulanmaktadır. FTTB çözümlerinde bina girişine kadar getirilen fiber hat bina içerisinde bir yerel alan ağı (LAN) ile dağıtılır. Sokak kabini veya mahalle dağıtıcı kabin şeklindeki yaklaşımlarda da sistem koaksiyal televizyon şebekesi veya VDSL şebekesi aracılığı ile kullanıcılara bölüştürülür. Bu sayede optik hattın maliyeti birden fazla kullanıcıya bölüştürülerek sistemin karlılığı artırılmış olur. Dezavantaj olarak ise kullanıcıların çıkabileceği maksimum bant genişliği miktarı sınırlandırılması ve anlık performansın diğer kullanıcıların davranışlarına bağımlı hale gelmesi sayılabilir.

2.2.2. Noktadan Noktaya Bağlantılı Ağlar

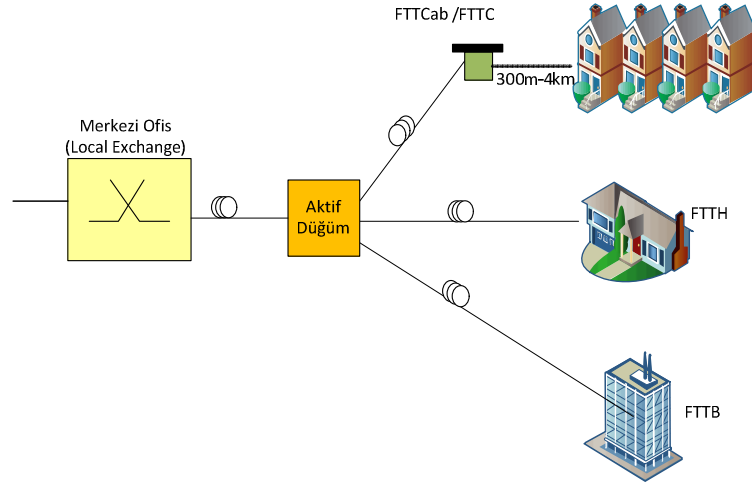
Noktadan noktaya bağlantı, çalışma şekline bakıldığında en ideal yaklaşımdır. Omurga ağlardaki yönlendiriciler arası bağlantılar gibi tüm bağlantılar paylaşımsız olarak noktadan noktaya şeklindedir. Şekil 2.2’de gösterildiği gibi her bir kullanıcı ünitesi ayrı bir fiber kablo ile merkezi ofise bağlanır. Böylelikle kullanıcılar tamamen birbirinden izole olmuş şekilde güvenli ve diğer kullanıcı trafiğinden etkilenmeyecek bir hizmet alabilir. Öteki taraftan noktadan noktaya bağlantı kurulabilmesi için çok sayıda fiber döşenmesi ve merkezi ofisteki hat girişinin her kullanıcı için ayrı bir sonlandırıcı bulundurması gerekir. Bu iki husus sistemin oluşturma maliyetini oldukça fazla arttırmaktadır. Şöyle ki, kullanıcılardan sağlanacak gelir diğer erişim yöntemleri ile rekabet edemeyecek şekilde düşük olacak ve sistemi kuran servis sağlayıcısına geri dönüşü birkaç yılı bulabilecektir. Merkezi ofise bağlanacak uç sayısının çok olması beraberinde stok problemini getirecektir. Her bir kullanıcının birbirinde bağımsız bir sonlandırıcıya sahip olması merkez binalardaki cihaz sayısını arttıracaktır.



Şekil 2.2: Noktadan Noktaya Bağlantılı Optik Erişim Ağı

2.2.3. Aktif Yıldız Bağlantılı Ağlar

Şekil 2.3'te aktif yıldız bağlantılı ağlara örnek verilmiştir. Noktadan noktaya bağlantılı ağlardan farklı olarak merkezi ofisten çıkan tek bir fiber hat ile optik erişim ağı kurulur. Tek fibere birden fazla kullanıcı biriminin bağlı olduğu fiberlerin bağlanması aradaki aktif düğüm (active node) aracılığıyla yapılır. Ara elemana aktif denmesinin nedeni elektronik olarak aktif olması, yani güç beslemesine ihtiyaç duymasıdır. Aktif düğümün kullanılması sayesinde merkezi ofisten çıkan fiber sayısı düşürülerek hem döşenecek fiber hatta azaltılma sağlanır hem de merkezi ofisteki sonlandırıcı cihaz sayısından kaynaklanacak yer problemi ortadan kaldırılmış olur. Bu sistemin daha ekonomik olarak üretilmesini sağlamaktadır. Diğer taraftan aktif ara eleman işletme maliyetini arttırmaktadır. Sistemin çalışması süresince ara elemanın güç beslemesi, güvenliği ve doğal afetlere karşı (yangın, su baskını, ...) korunması gerekmektedir. Aktif yıldız yapı, noktadan noktaya olan yapıya göre esneklik açısından da daha az verimlidir. Noktadan noktaya yapıda her kullanıcı fiber hattı tam kapasite kullanarak merkezi birime bağlanırken aktif yıldız topolojide ara düğümden sonra tek hattı kullanmak durumundadır. Maliyet açısından daha uygun bir çözüm olduğu için noktadan noktaya yapılara göre tercih edilebilmektedir. Aktif yıldız topolojisine sahip ağlar Aktif Optik Erişim Ağları olarak (AON) isimlendirilirler.

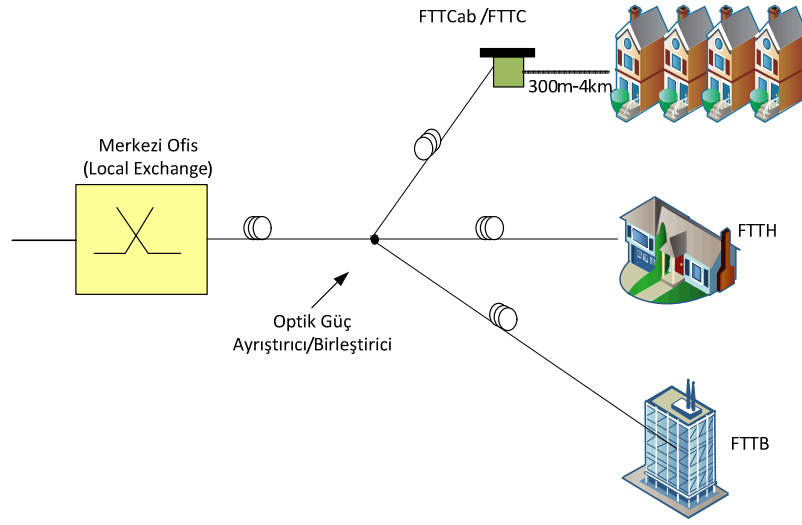


Şekil 2.3: Aktif Yıldız Bağlantılı Optik Erişim Ağı

2.2.4. Pasif Ağaç (Yıldız) Bağlantılı Ağlar

Pasif ağaç bağlantılı ağların ortaya çıkmasındaki ana düşünce, tek bir fiber kablodaki ışığın iki veya daha fazla sayıdaki fibere aktarımını herhangi bir dönüşüm işlemi kullanmadan sağlayabilmektir. Bunu yapabilmeyi sağlayan optik ayraçların (optical splitter) geliştirilmesi ile bir önceki bölümde anlatılan aktif yıldız ağlardaki ara düğüme olan ihtiyaç ortadan kaldırılmıştır. Aradaki aktif eleman kaldırılarak merkezi ofisten gelen fiber hat bir veya birkaç optik ayraç ile bölüştürülerek kullanıcılara paylaştırılır. Şekil 2.4'te örnek pasif ağaç bağlantılı optik erişim ağı gösterilmektedir. Pasif ağaç topolojisi, Pasif Optik Ağ (Passive Optical Network – PON) olarak isimlendirilir. PON'lar, AON'ların noktadan noktaya sistemlere karşı getirdiği bütün avantajları içermekle birlikte aktif bir ara elemana ihtiyaç duymadığı için daha düşük bakım maliyeti gerektirir. PON'larda veri iletimi optik ayraç üzerinden bölüştürülen hatlarda tamamen optik ortamda gerçekleşir. Merkezden kullanıcılara doğru veri iletimi olacağı zaman ortak fibere bırakılan ışık demetleri optik ayraçta kırılarak aşağı yöndeki tüm hatlara iletilir. Kullanıcı cihazlar yakaladıkları ışık demetlerini elektronik ortama dönüştürerek incelerler. Kendilerine ait olan paketleri alıp kullanıcıya iletirler. Ters yöndeki iletimde ise kullanıcıların gönderdikleri paketler PON'un kullanıcı ünitesinde ışık demetlerine çevrilir ve kesintisiz şekilde merkez ofise kadar iletilir. PON sistemlerde AON'a göre bahsedilebilecek en büyük dezavantaj bağlanabilecek kullanıcı ünitesi sayısının sınırlı olmasıdır. Bunun nedeni herhangi bir güç beslemesi

kullanmayan optik ayraçlarda ışığın her kırılması adımından sonra sinyaldeki güç kaybıdır. Kullanıcı ünitesinin gelen sinyali çözümleyebilmesi için geleln enerji seviyesinin belli bir eşik değeri üzerinde olması gerekir. Kullanıcı sayısındaki bu kısıtlama araştırmacıların üzerinde çalıştıkları konular arasındadır. PON bu kısıtlamasına rağmen maliyet açısından diğer topolojilerden daha başarılı bir sonuç ortaya koyar. Bu başarımından dolayı optik erişim ağlarında hakimiyeti PON'lar ele geçirmiş durumdadır denilebilir. Bu tez çalışmasının ana inceleme konusunu PON yapısı oluşturmaktadır.

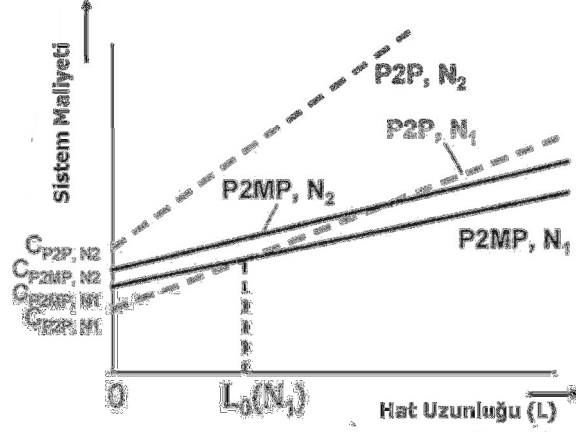


Şekil 2.4: Pasif Ağaç Bağlantılı Optik Erişim Ağı

2.2.5. Optik Erişim Ağ Çeşitlerinin Karşılaştırması

Şekil 2.5'te optik erişim ağları için bağlantı şekline göre sistem maliyeti karşılaştırması verilmektedir. Grafikte P2P "Point-to-Point" noktadan noktaya bağlantıyı, P2MP "Point-to-Multi-Point" noktadan çok noktaya bağlantıyı temsil etmektedir. N optik ağa bağlı kullanıcı sayısını göstermek üzere $N_2 > N_1$ olarak alınmıştır. Hat uzunluğu sıfır olduğu noktadaki maliyetler sistemin merkezi ofisteki maliyeti olarak ele alınabilir. Grafiğe bakıldığında sıfır noktasında P2P ağlar N_1 adet kullanıcı için en ekonomik çözüm olarak görülmektedir. Fakat kullanıcı sayısının artırıldığı durumda hat uzunluğunun düşük tutulması durumunda bile N_2 için sistem maliyeti P2P yaklaşımda muazzam artmaktadır. Diğer yandan P2MP sistemde maliyet artışı çok düşük seviyede

gerçekleşmektedir. L_0 noktasından itibaren hat uzunluğunun daha da arttırılması P2P yaklaşımın maliyetini her koşulda P2MP'nin üzerine çıkarmaktadır. Bunun nedeni her kullanıcıya ayrı fiber hat çekilmesinin getirdiği maliyettir.



Şekil 2.5: Optik Erişim Ağ Çeşitlerinin Erişim Mesafesi ve Kullanıcı Sayısına Göre Maliyet Karşılaştırması (Koonen 2006)

2.3. PASİF OPTİK ERİŞİM AĞLARINDA ÇOKLU ERİŞİM VE ÇOĞULLAMA YÖNTEMLERİ

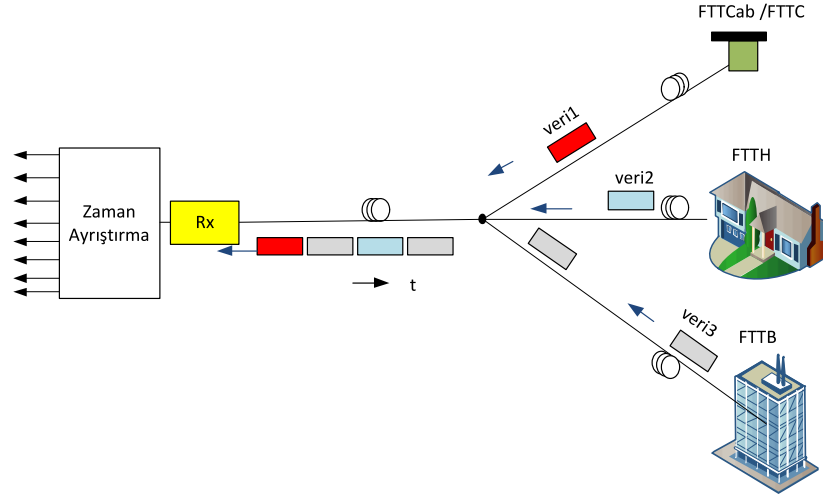
PON'larda ortak fiber hattının kullanımı için, zorunlu olarak bir çoklu erişim tekniği kullanılarak tek hattın bölüştürülmesi gerekmektedir. OLT'den bilgiler yayım şeklinde gönderilirken ONU'lardan OLT'ye gönderilen bilgiler çakışma olmaksızın iletilmelidir. Optik erişim ağları için geliştirilmiş dört ana çoklu erişim yöntemi aşağıda verilmiştir.

- Zaman Bölmeli Çoklu Erişim (Time Division Multiple Access–TDMA)
- Alt Taşıyıcılı Çoklu Erişim (Subcarrier Multiple Access – SCMA)
- Dalga boyu Bölmeli Çoklu Erişim (Wavelength Division Multiple Access–WDMA)
- Optik Kod Bölmeli Çoklu Erişim (Optical Code Division Multiple Access–OCDMA)

Bu bölümde bu çoklu erişim yöntemlerinin optik erişim ağlarında uygulamaları incelenecektir.

2.3.1. Zaman Bölmeli Çoklu Erişim - TDMA

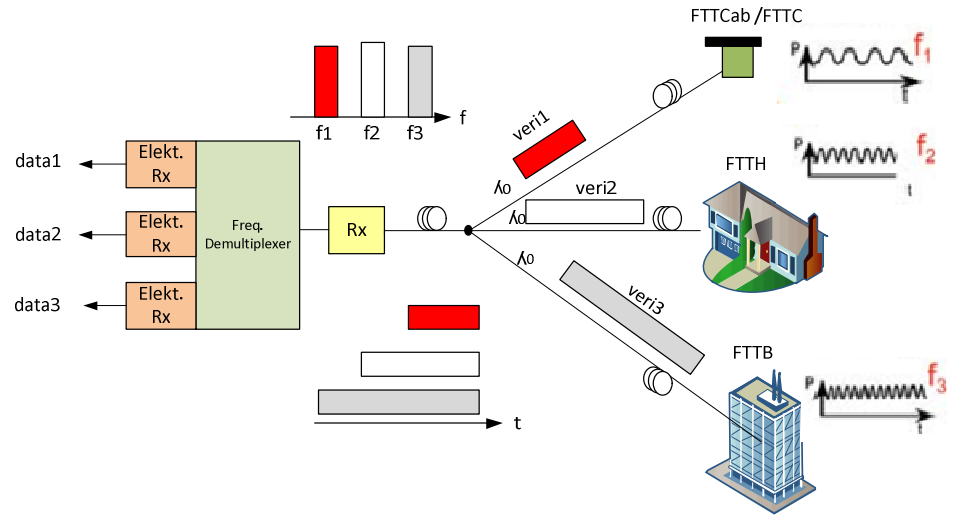
Şekil 2.6’da görüldüğü üzere TDMA sistemlerde yukarı akım kanalında gönderilen paketler ayrıştırma noktasından itibaren zamana göre sıraya konulmuş durumdadır. Bunun sağlanması için ONU’larda paket iletiminin senkronize edilmesi önem arz eder. Bu eşleme, merkezi olarak OLT tarafından gönderilen hizmet alma bilgileri ile sağlanır. Bu hizmet alma bilgisi ONU’lara ne zaman paket gönderebileceklerini bildirir. Bu zamanlamanın doğru tahmini ONU’ların merkezi ofise olan uzaklıklarını keşfeden mesafe tayin protokolleri sayesinde gerçekleştirilir. Yerel değişim noktasında bulunan OLT’de farklı ONU’lardan gelecek paketleri hızlıca senkronize edebilecek ve yoldaki kayıplardan oluşan farklı genlik seviyelerini işleyebilecek “burst mode transceiver–BMT” ihtiyaç vardır. ONU’lar OLT’deki kapasiteyi birleşik olarak paylaştıkları için ONU sayısındaki artış alabilecekleri hizmet miktarını düşürecektir.



Şekil 2.6: Zaman Bölmeli Çoklu Erişim

2.3.2. Alt Taşıyıcılı Çoklu Erişim – SCMA

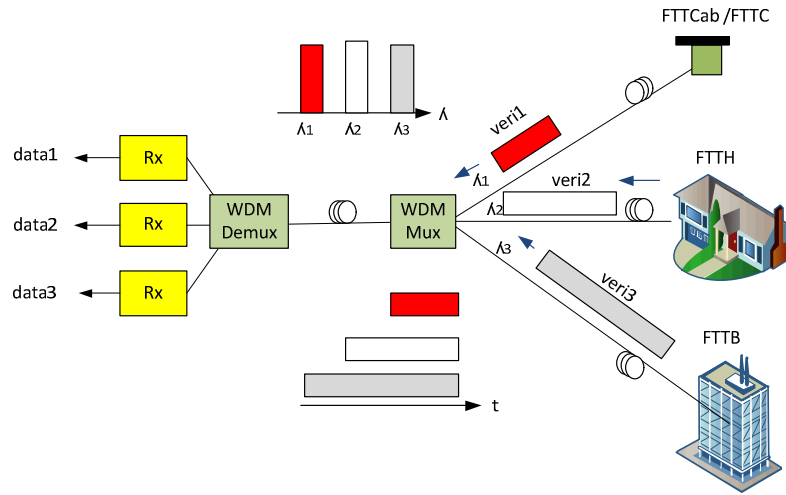
Şekil 2.7’de gösterilen SCMA sisteminde, değişik ONU’lar paket akışlarını farklı taşıyıcı elektrik frekanslarına modüle ederler. Bu elektrik frekansları sonradan lazer diyotlarla ışık enerjisine modüle edilir. Bu nedenle paket akışları farklı frekans bantlarına yerleştirilmiş olur ve bağımsız kanallar üzerinden ONU’lardan OLT’ye taşınırlar. Bu özelliği sayesinde birbirinden bağımsız sinyal türleri farklı kanallar üzerinde taşınabilir (örneğin bir kanal üzerinden yüksek hızlı veri transferi gerçekleştirilirken diğer bir kanal üzerinden analog video yayını taşınabilir). Kanallar için zaman eşlemesine ihtiyaç yoktur. ONU’larda kullanılan lazerlerin aynı dalga boyunda çalışıyor olmaları önemsizdir. Eğer ki lazerler için seçilen dalga boyları birbirine çok yakın olursa, farklı frekanslar alıcısındaki optik darbelerin oluşturacağı darbe gürültüsü üretebilirler. Üretilen bu gürültü gönderilen paket verisini etkileyebilir. Bu nedenle optik darbe gürültüsünün oluşturacağı parazitten kurtulmak için lazer diyotlardan çıkan dalga boyları birbirinden hafifçe farklı olacak şekilde (thermal tuning) ayarlanır.



Şekil 2.7: Alt Taşıyıcılı Çoklu Erişim

2.3.3. Dalga Boyu Bölmeli Çoklu Erişim – WDMA

Şekil 2.8’de bir WDMA yapısı gösterilmektedir. WDMA yöntemi optik erişim ağlarında çokça kullanılması düşünülen bir sistemdir ve bu tarz erişim ağları WDM-PON olarak da isimlendirilmektedirler. WDMA’da, merkezi ofisteki OLT’ye paketlerini göndermek isteyen her ONU birimi, paketleri farklı bir dalga boyu üzerinden iletir. Dalga boyu kanalları, PON’un ayrışma noktasına yerleştirilmiş bir çoğullayıcı/birleştirici (multiplexing/demultiplexing) aracılığı ile OLT’den ONU’lara ve ONU’lardan OLT’ye olacak şekilde yönlendirilmiştir. Her bir dalga boyu birbirinden izole edilmiş şekilde çalıştığı için farklı sinyalleri taşıyabilirler. Ayrıca zaman senkronizasyonu da gerekmemektedir. Aynı dalga boyu eşzamanlı olarak hem aşağı akım hem yukarı akım yönünde kullanılabilir. Hat üzerinde oluşacak yansıma göz ardı edilebilir seviyede olur. Dalga boyu ayrıştırıcısının yalıtım ihtiyacını crosstalk’a izin vermeyecek seviyede karşılaması gerekir. PON’un ayrışım noktasına konulan dalga boyu ayrıştırıcıdan (demultiplexer) dolayı yayım (broadcast) yayımına ihtiyaç duyan kablolu TV gibi hizmetlerin verilmesi engellenmektedir.



Şekil 2.8: Dalga boyu Bölmeli Çoklu Erişim

Yukarı akım yönünde veri iletecek her ONU’nun belirlenmiş bir dalga boyunda çalışacak lazer diyota ihtiyacı vardır. Bu durum bakımı zorlaştırır, maliyeti artırır ve stoklama problemi getirir. Alternatif yöntem olarak evrensel renksiz ONU’lar tasarlanabilir. Bu şekilde tasarlanan kullanıcı ünitesi stok problemini ve maliyeti

düşürebilir. Renksiz ONU tasarımı farklı yaklaşımlarla uygulanabilir. Örneğin ONU tarafında geniş spektrumu olan ve kendi içerisindeki çoğullayıcı ile fazlalık spektrumu kesen (spectral slicing) bir ışık kaynağı (örneğin Superluminescent LED) kullanılabilir (Frigo ve diğ. 1998). Başka kullanılabilecek bir teknik de ONU'da yansıma modülasyonu ile OLT'den uygun kanal üzerinden gelen ışığın yukarı akım kanalında veriyi taşımak için tekrardan kullanılmasıdır (Frigo ve diğ. 1995). Bu sayede ONU tarafında herhangi bir ışık kaynağı bulundurmaya gerek kalmaz ve bu sayede bakım maliyeti düşürülebilir. Her iki yaklaşımın da kısıtlayıcı unsur erişilecek mesafenin düşüyor olmasıdır. Bu problemin üzerinden gelmek için optik yükselteçler kullanılması düşünülebilir.

2.3.4. Optik Kod Bölmeli Çoklu Erişim - OCDMA

OCDMA'da her ONU kendini diğerlerinden ayırt etmek için kendine özgü bir optik kod kullanır. İki sürüm olarak ayrılabilir; zaman dilimli kod kelimeleri kullanan OCDMA ve spektrum dilimli kod kelimeleri kullanan OCDMA.

Zaman dilimli OCDMA sisteminde, her ONU kısa optik darbelerden oluşan farklı imza dizisi kullanır ve bu dizi gönderilecek veri ile birlikte on-off modüle edilir. Dizi uzunluğunun verideki en az bir bit kadar uzun olması gerekir. Bu nedenle ortalama hızdaki bir verinin iletimi için çok hızlı bir imza dizisinin olması gerekir. Bu durum dağılma ve güçteki azalmayı artacak yönde etkilemesinden dolayı sistemin erişim mesafesini düşürür. OLT'de gelen sinyaller verinin hangi ONU'dan olduğunun ayrıştırılması için, bilinen imza dizileri ile eşleştirilir. İmza dizilerinin en iyi şekilde dikgenlik göstermemesi durumunda crosstalk oluşabilir.

Spektrum dilimli OCDMA sisteminde, her ONU geniş bant bir optik kaynaktan (LED gibi) gönderilecek veriyle modüle edilecek farklı tayf dilim kombinasyonları alır. OLT'de aynı özel tayf dilimlerini geçirecek filtre yardımı ile ilgili ONU'dan gelen veri ayrıştırılabilir. Eğer tayf dilimleri mükemmel şekilde ortogonal değilse crosstalk oluşabilir. Zaman ve spektrum dilimlemesinin ortak kullanıldığı iki boyutlu bir yapı, kullanılabilecek ONU sayısını arttırabilir (Adams ve diğ. 2005).

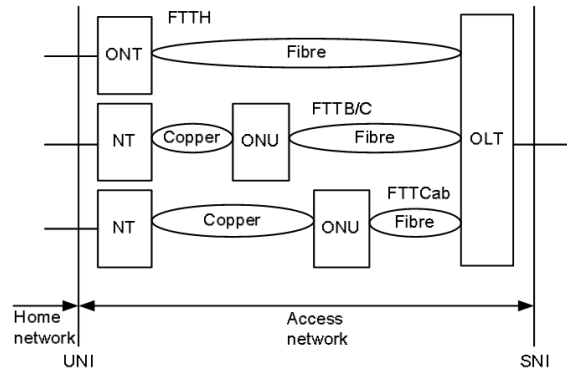
2.4. GELİŞTİRİLMİŞ PON STANDARTLARI

Bu bölümde standartlaştırma kurumları tarafından geliştirilmiş Gigabit PON ve Ethernet PON standartları verilmiştir.

2.4.1. GPON

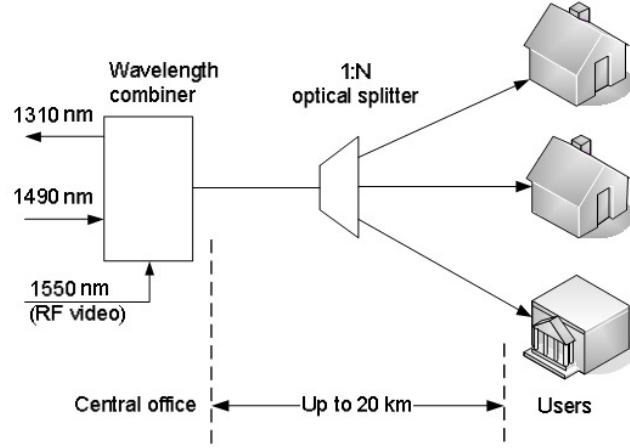
GPON standardının oluşturulması ile ITU-T'nin 15 numaralı çalışma grubu ilgilenmektedir. Geliştirilen standart G984.1,2,3,4,5,6 altında belgelenmiştir.

Bir GPON sistemindeki aktif olan elemanlar kullanıcılarda bulunan “Optical Network Unit” (ONU) ve merkezde bulunan “Optical Line Terminal” (OLT) ibarettir. Şekil 2.9’da değişik FTTx varyasyonları için mantıksal yapı gösterilmektedir.



Şekil 2.9: FTTx Seçenekleri (Cale ve diğ., 2007)

Merkezi ofisten başlayarak kullanıcılara yakın bir konumdaki optik güç ayırıştırıcıya kadar sadece bir tane tekil kip fiber kullanılır. Şekil 2.10’da görüldüğü gibi ayırıştırıcıda optik enerji N tane kullanıcı için farklı kollara ayırıştırılır. Ayırıştırılan kol miktarı 2 ile 64 arasında değişebilir. Optik ayraçtan her bir kullanıcıya bağımsız tekil kip fiber kablolar ile erişim sağlanır. Bir kullanıcının hizmet alabilmesi için merkezi ofisten uzakta bulunabileceği azami mesafe 20 km’dir.



Şekil 2.10: GPON Mimarisi (Cale ve diğ., 2007)

GPON Standardı, aşağı ve yukarı yönlü iletim için birçok iletim hızı tanımlamaktadır. Aşağıdaki tabloda iletim hızlarının bir listesi sunulmaktadır.

Tablo 2.1: GPON Ana İletim Oranları Tablosu

İletişim Yönü	Veri İletim Hızı
Aşağı Akım	1244.16 Mbit/s
	2488.32 Mbit/s
Yukarı Akım	155.52 Mbit/s
	622.08 Mbit/s
	1244.16 Mbit/s
	2488.32 Mbit/s

Aşağı yönde 1,2 Gbps ve yukarı yönde 2,4 Gbps iletimin seçilmesi dışında her tür birleşim mümkün olmasına karşın genellikle birçok hizmet sağlayıcısı aşağı yönde 2,4 Gbps ve yukarı yönde 1,2 Gbps'lık iletim hızlarını kullanmayı tercih etmektedir.

2.4.1.1. GPON Özellikleri

Çalıştığı Dalga Boyu:

Aşağı yönde iletim için 1480-1500nm dalga boyu aralığı ile yukarı yönde iletim için 1260–1360nm dalga boyu aralığını kullanmaktadır. Bunun yanında 1550–1560nm dalga boyu aralığı aşağı yönde RF video sinyallerinin taşınması için kullanılabilir.

İleri Hata Doğrulama:

İleri hata doğrulama (Forward Error Correction – FEC) veriyi kodlayarak hataları tespit edip düzeltmeye yarayan matematiksel bir sinyal işleme tekniğidir. FEC yöntemi kullanımı ile orijinal bilginin yanında fazlalık bilgi gönderilmesi gerekmektedir. Gönderilmesi gereken ek bilginin çok ufak boyutlarda olmasından dolayı FEC çok fazla ek yüke neden olmamaktadır. FEC, optik sinyal bütçesi üzerinde yaklaşık 3-4 dB’lik bir artım sağlamaktadır. Bu sayede OLT’den daha uzak mesafelerdeki ONU’lara daha yüksek iletim kapasitesi sağlanabilmektedir. Ayrıca tek bir PON ağacında daha yüksek ayrışma oranına erişilebilmektedir.

İletim Zarfları (Transmission Containers):

İletim Zarfları (T-CONT) GPON’da yukarı yöndeki iletim hattındaki bant genişliği tahsisatının yöntemi için kullanılmaktadır. T-CONT’lar öncelikli olarak yukarı yöndeki bant genişliğinin daha verimli kullanımını sağlamak için kullanılmaktadır. Bir ONU, bir veya daha fazla T-CONT kullanarak bilgi göndermektedir. T-CONT’lar yukarı yönde iletimde servis kalitesinin (QoS) sunulmasını sağlarlar.

Güvenlik:

GPON’un aşağı yöndeki veri iletiminde uyguladığı çalışma prensibi, kullanıcıya gönderilecek paketin tüm ağ üzerinde yayım yapılması ve ilgili kullanıcının kendisini ilgilendiren paketi almasıdır. Bu nedenle kötü niyetli kullanıcı ONU’sunu yeniden programlamak koşuluyla tüm kullanıcılara giden veri paketlerini dinleyebilir. Yukarı yöndeki iletimde ise GPON her kullanıcı ile noktadan noktaya bağlantı kurmuş olduğu için izinsiz dinleme problemleri oluşmaz. Bu nedenle yukarı yöndeki bilgiler salt metin olarak şifrelenmeden iletilebilir.

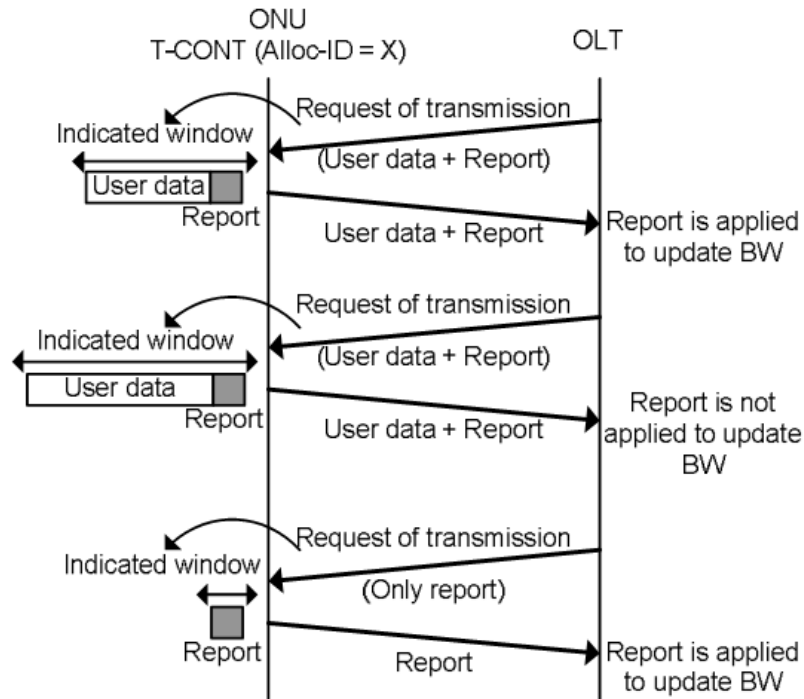
GPON öneri metni G.984.3’de, kullanıcıların sadece kendisini ilgilendiren veriye erişebildiklerine emin olmak için gerekli veri güvenliğini sağlayacak mekanizmanın oluşturulması tanımlanmıştır. Kullanılan şifreleme algoritması Advanced Encryption Standard’tır (AES). AES, şifrenin çözülmesini oldukça zorlaştıran 128, 196 ve 256 byte uzunlukta anahtarlar kullanmaktadır. Güvenliği arttırmak amacıyla veri akışını bozmadan iletim esnasında periyodik olarak anahtar değiştirilebilir.

Koruma:

GPON'daki koruma mimarisi erişim ağının sağlıklı çalışma koşulunun iyileştirilmesi için tasarlanmıştır. Fakat koruma mimarisinin uygulanması seçime bırakılmıştır. Çünkü koruma mimarisinin tasarlanması bölgesel ve ekonomik açıdan zor olabilmektedir. İki çeşit koruma anahtarlama yapısı vardır. Bunlar; otomatik anahtarlama ve zorlanmış anahtarlama'dır. İlki bir hata tespiti durumunda; örneğin sinyal kaybı, çerçeve kaybı, sinyal düşüşü v.b. tetiklenir. İkincisi ise yönetimsel olarak gerçekleştirilecek olaylarda; fiber hat yenilenmesi, yeniden yönlendirme v.b. tetiklenir.

2.4.1.2. Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı

Dinamik bantgenişliği tahsisatı (Dynamic Bandwidth Allocation – DBA), kullanılan anlık trafik ihtiyacına göre kendilerine tahsis edilmiş olan bant genişliğinin hızlı dönüştürülmesini sağlayan bir metodolojidir. Bu yöntem sadece yukarı yöndeki trafik için kullanılmaktadır. Aşağı yöndeki iletimde veri trafiği yayım yolu ile iletilmektedir.



Şekil 2.11: DBA Süreci (Cale ve diğ., 2007)

Bir ONU'ya ne kadar büyüklükte bir trafik için atama yapılacağını belirlenmesi için OLT'nin ONU ile ilişkili T-CONT'ların trafik durumları hakkında bilgi sahibi olması gerekir. Durum raporlama yönteminde T-CONT'lar trafik durumlarının bir parçası olarak tampon bellekte ne kadar bekleyen paket olduğu bilgisini taşımaktadırlar. OLT bu bilgiyi aldığı anda değişik ONU'lara sırasıyla Grant mesajları gönderebilir. Bir ONU Grant mesajı aldığı anda eğer tampon belleğinde bekleyen herhangi bir veri bulunmaz ise yukarı yöndeki akışa boş bir hücre göndererek tampon belleğinin boş olduğunu bildirir. Bu OLT'ye ilgili T-CONT için garantilenmiş hattın başka T-CONT'lar için kullanılabileceğini bildirir. Eğer bir ONU'nun tampon belleğinde kuyruklanmış çok fazla miktarda paket beklemede ise OLT bu ONU'ya birden fazla T-CONT ataması yapabilir.

DBA, PON sistemlerinin etkinliğini ve servis kalitesinin sağlanmasını belirleyen önemli bir elemandır. DBA'nın yerine getirdiği fonksiyonlar genel olarak aşağıdaki gibi sıralanabilir (Lee ve diğ. , 2008).

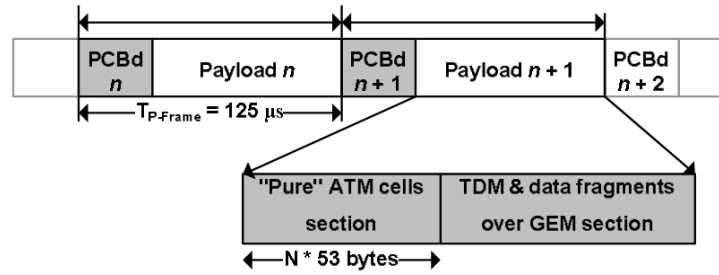
1. ONU ve OLT deki durum değişikliklerinin tespiti
2. OLT'ye durum değişikliklerinin raporlanması
3. Önceden hesaplanan faktörlere göre OLT'de bant genişliği ataması yapılması
4. T-CONT tipine ve atanmış bant genişliğine göre gereken bant genişliğinin elde edilmesi
5. Tüm DBA sürecinin toptan yönetiminin sağlanması

2.4.1.3. GPON'da Veri İletimi

GPON, GEM (GPON Encapsulation Method) kullanarak ağ üzerinde veriyi kapsülleyerek iletir. Bu yöntemde kapsüllenecek veri, servisin durumuna bağlı olarak herhangi bir türde olabilir. GEM bağlantı yönelimli (connection-oriented) bir haberleşme sağlar. Bu yöntem (ITU-T G.7041) Generic Framing Procedure (SDH ağlarında IP paketlerinin iletimi için gereken özellikler) standardını temel alarak geliştirilmiştir.

Aşağı Yönde GPON Çerçeve Formatı:

Aşağı yönde trafik, OLT'den ONU'lara yayım yolu ile TDM tabanlı iletilmektedir. Her ONU şifrelemenin de yardımıyla sadece kendini ilgilendiren paketlere erişim sağlamaktadır. Aşağı yönlü akıştaki bir çerçeve; aşağı yönde akış fiziksel kontrol bloğu (PCBd), ATM bölümü ve GEM bölümünden meydana gelmektedir. Aşağı akım çerçevesi PON sistemi için genel zaman referansını ve yukarı akım için genel sinyalleşme kontrolünü sağlar.

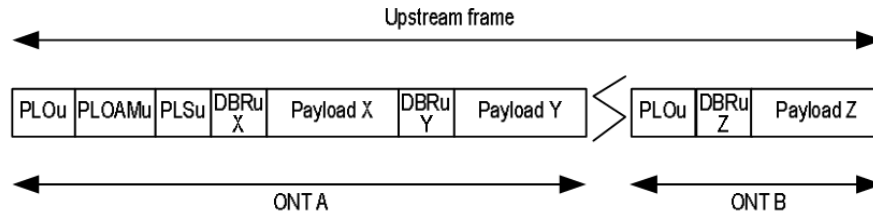


Şekil 2.12: Aşağı Akım GPON Çerçevesi (ITU-T G984)

Şekil 2.12'de aşağı akım çerçevesinin yapısını gösteren bir diagram yer almaktadır. Her aşağı akım veri oranı için çerçeve boyutu $125\mu s$ 'dir. PCBd'nin uzunluk aralığı her hız için aynıdır ve bir çerçevedeki yer ayırma yapısına bağlıdır. Eğer gönderilecek hiçbir bilgi bulunmazsa bile aşağı akım çerçevesi zaman senkronizasyonu yapmak için gönderilir.

Yukarı Akım GPON Çerçeve Formatı:

Yukarı akım, merkezi ofisteki OLT'nin kontrol ettiği TDMA sistemini kullanır. Bu yapıda ONU'lara veri çakışmalarını senkronize bir şekilde iletebilmeleri için değişken zaman uzunluğunda slotlar ayarlanır. Yukarı akım çerçevesi birden çok iletişim çakışmasından meydana gelir. Her yukarı akım çakışması en azından PLOu (Physical Layer Overhead) taşımaktadır. Bu ek yükün yanında ayrıca, PLOAMu (Physical Layer Operations, Administration and Management upstream), PLSu (Power Leveling Sequence upstream) ve DBRu (Dynamic Bandwidth Report upstream) bölümleri de taşır.



Şekil 2.13: Yukarı akım GPON Çerçevesi (ITU-T G984)

Şekil 2.13'te bir yukarı akım çerçevesi yapısını gösteren diagram verilmiştir. Çerçeve boyutu aşağı akımdaki ile tüm çalışma hızları için aynıdır. Her bir çerçeve bir veya daha fazla ONU'dan gelen bilgiyi taşımaktadır. Yer tahsisatı süreci boyunca OLT'de kullanılan kontrol mekanizmasına göre ONU birden dörde kadar ek yük ve kullanıcı verisi gönderebilir.

2.4.1.4. T-CONT

Yukarı akımda her bir bağımsız ONU'nun ne kadar bant genişliği kullanabileceği sadece kendi trafik bilgisine değil PON sistemi üzerindeki diğer ONU'ların trafik dağılımlarına da bağlıdır. Ortak paylaşılan bir ortam için herhangi bir ONU'nun kendine göre medyaya paket bırakması çakışmalara ve verinin tekrar gönderilmesine neden olacaktır. Bu durum, sistemin genel performansını düşürecektir. Bu nedenle ortak medya TDMA kullanılarak OLT ve ONU'lar arasında birden çok noktaya bağlantı olacak gibi çalışmaktadır. Merkez nokta olarak çalışan OLT, her bir ONU'daki bant genişliği ihtiyacı konusunda bilgilendirilir. Bütün ONU'lardaki trafik desenine bakarak her bir ONU'ya sabit bir slota erişim garantilenir. Yukarı akım trafiği için bir çerçeve farklı konteyner (container) tiplerine bölünmüş olarak düşünülebilir. GPON'da tanımlanmış beş tip konteyner bulunmaktadır. Type1 T-CONT servisi sabit hat kiralamasına ve sabit bant genişliği ihtiyacına yöneliktir. Bu sabit bit T-CONT servisidir ve DBA tarafından sunulmaz. Type2 T-CONT değişken veri oranlarına sahip kısıtlı gecikme ve jittera ihtiyaç duyan uygulamalar (video,voice over IP- VoIP) için geliştirilmiştir. Type3 T-CONT belirli gecikme değerinin garanti edilmesi için vardır. Type4 T-CONT "best-effort" veri trafiği için bulunmaktadır. Type5 T-CONT ise bu diğer tiplerden iki tanesinin veya daha fazlasının birleştirilmesinden oluşur. Type5'de bağımsız bant genişliği raporlama ve atanması ONU tarafından gerçekleştirilir.

2.4.1.5. GEM Bloğu (GEM Segment)

GPON iki çeşit veri kapsüllemesine olanak tanımaktadır. Bunlar ATM ve GPON kapsülleme (GEM) yöntemidir. GEM yöntemi ile taşınan tüm trafik GPON ağı üzerinde SONET/SDH'daki genel çerçeveleme (GFP)'ye benzer bir şekilde haritalanır. GEM, herhangi bir ATM veya IP kapsülleme katmanına ihtiyaç duymaksızın ses, görüntü ve veri trafiğini taşıyabilmektedir.

2.4.1.6. Optik Ayraç

Tipik bir PON, OLT ile birden fazla ONU'yu tekil kip fiberlerle birbirine bağlamaktadır. OLT ile ONU'lar arasındaki çoklu bağlantı fiber üzerinde bir veya daha çok pasif dallandırıcı kullanarak gerçekleştirilmektedir.

Bir PON sisteminin merkezinde pasif optik ayraç yer almaktadır. Bu cihazın tek bir girişi ve birden çok çıkışı bulunmaktadır. Tipik olarak çıkış noktası sayısı 2^n (2,4,8,...)'dir ve optik güç bu çıkışlar arasında bölünerek paylaşılır. Çıkış noktalarındaki optik sinyal gücü giriş noktasından gelen güce bağlı olarak bölünme sayısına göre $n \times 3,5dB$ miktarında bir azalma gösterir.

Optik ayraç iki yönlü çalışan bir cihazdır. Bu nedenle ayraç bazen ayırıcı/birleştirici (splitter/coupler) olarak isimlendirilmektedir. Optik sinyal her yönde aynı miktarda ($n \times 3,5dB$) azalmaktadır.

Ayraç üretimi için iki teknik mevcuttur: Fused Biconical Taper (FBT) ve Planar Lightwave Circuit (PLC). 1x2 bir FBT ayraçının yapımı için iki fiberin kaynaştırılarak birleştirilmesi işlemi gerçekleştirilir. Daha yüksek ayırma sahip ayraçlar, 1x2 ayraçların bir araya getirilmesi ile elde edilirler. Bir PLC ayraç ise silikon içerisinde yongalanmış mikroskobik bir dairesel optik devre kullanır.

2.4.1.7. Ayrıştırma Kaybı

FTTH ağlarının oluşturulmasında ağ tasarımcılarının üzerinde durduğu anahtar parametrelerden biri merkezi ofisten erişilebilecek abone sayısıdır. Başka bir deyişle sistemdeki optik enerji stokunun izin verdiği maksimum çözümü bulmaktır. Optik enerji stoğu bölücüler, bağlayıcılar, fiber iletim hattı ve optik ayraçtaki azalmadan dolayı tükenmektedir. Burada optik ayraç en yüksek tüketim oranına sahiptir. (Ör: 1x32lik bir ayraç 17dB-18dB'lik kayba neden olmaktadır.)

2.4.2 EPON

2.4.2.1. EPON'da Veri İletimi

TDM tabanlı pasif optik erişim ağlarında ONU'lar merkezi ofisteki OLT'ye bağlanmak için ortak bir fiber hattı kullanırlar. Bu özellik aslında pasif optik ağların yapılanmasındaki en temel özellik olan ortak kaynak kullanımı ile maliyetin azaltılması prensibinin bir sonucudur. Tek fiber hat kullanımında hem döşenecek fiber maliyeti azaltılmış olur (merkezi ofisten her kullanıcıya fiber çekileceğine belirli bölümler noktasından başlayarak fiberler ayrıştırılır) hem de merkezi ofiste fiberin sonlandırılacağı bağlantı noktası sayısı azaltılmış olur. TDM sistemlerde aşağı yöndeki iletim yayım şeklinde gerçekleşmektedir. Merkezi ofisteki OLT belirli bir ONU'ya göndereceği veri paketlerini ortak kullanılan tek fiber hat üzerine bırakır. Bu fiber hat üzerindeki ara noktalarda pasif ayrıştırıcılara ulaşan veri paketlerinin oluşturduğu ışık demeti kırılarak birden fazla fiber kablo üzerine bölünerek yoluna devam eder. Fiber hatların diğer ucundaki ONU'lar bu nedenle OLT'nin hatta bırakmış olduğu tüm veri paketlerini hat üzerinden dinlemek durumundadır. ONU'lar gelen sinyali veri paketlerine çevirdiğinde gelen paketin kendisine ait olup olmadığını kontrol eder. Eğer kendisine gelmeyen bir paket ile karşılaşır bu paketi basitçe yok etmesi gerekir. Bu noktada kötü niyetli kullanıcılar diğer ONU'lar için gönderilen cevapları dinlemeye kalkabilirler. Bu dinleme işlemlerinin engellenebilmesi için aşağı yöndeki veri iletiminin şifreli bir şekilde gerçekleştirilmesi gerekir. OLT ile her bir ONU kendi aralarında anlaşacakları anahtar çiftleri ile gönderilen verileri şifreleyip çözümlemekten sorumludur. PON'ların aşağı yöndeki veri iletiminin güvenliği başlı başına bir çalışma konusu olup bu tez kapsamında incelenmemektedir. EPON sistemi TDM tabanlı PON

sistemlerinin klasik bir uygulamasıdır ve bu prensiplere göre çalışmaktadır. EPON standardı veri şifreleme kısmını standardın bir parçası olarak sunmamakta, burada uygulanacak yöntemi uygulayıcıya bırakmaktadır. GPON sisteminin tanımında ise yapılacak şifrelemenin nasıl olacağı standart dökümanı içerisinde yer almaktadır (IEEE Std. 802.3ah 2004).

EPON sistemindeki yukarı yöndeki (ONU'lardan OLT'ye) veya diğer bir deyişle kullanıcılardan merkez ofise doğru olan veri iletimi ele aldığında, birden fazla ONU, ortak bir birleştirici kullanarak aynı ortam üzerinden OLT'ye veri iletmek durumundadırlar. Birleştiricinin yönlendirme özelliğinden dolayı bir ONU'dan çıkan trafik başka bir ONU'ya ulaşamaz sadece OLT'ye iletilebilir. Bu sayede yukarı akım trafiğinin diğer ONU'lar tarafından dinlenme olasılığı ortadan kalkmaktadır. Fakat diğer taraftan birleştiricinin bu özelliğinden dolayı geleneksel çakışma önlemeli çoklu erişim yaklaşımları (Örneğin: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection CSMA/CD) kullanılamaz. Çünkü bir ONU hatta bir paket bırakmak istediğinde diğer ONU'lardaki durumlardan habersiz olacak ve OLT'de oluşacak çakışmaları tahmin edemeyecektir. OLT'nin bu durumdan haberdar olarak bir kontrol mesajıyla ONU'yu uyarması ile çakışma durumları bildirilebilir. Fakat bu şekildeki bir yaklaşımda ONU ile OLT arasında oluşacak veri aktarım gecikmesi, sisteminin çalışma performansını ciddi ölçüde düşürecektir (Zheng, J., Mouftah, H.T. 2009). Diğer bir çözüm olarak, dalga boyu bölmeli çoklama (WDM) yöntemi kullanılarak her ONU'nun farklı dalga boylarında çalışmasıyla ONU'lardan gelecek trafiğin birbiri ile çakışması engellenebilir. Bu tür yapıyı kullanan bir EPON sisteminde WDM-EPON denmektedir. Bu yaklaşım kullanıcı tarafından ayarlanabilir alıcıya veya birden çok dalga boyunda çalışabilecek bir alıcı matrisine ihtiyaç duyacaktır ki bu da depolama problemlerine neden olmaktadır. Çalışma dalga boyu düzenlenebilir alıcı kullanmak depolama problemini aşmak için tercih edilebilir fakat bu maliyet açısından dezavantajlı bir durumdur (Zheng, J., Mouftah, H.T. 2009).

CSMA/CD ve WDM yöntemleri ile karşılaştırıldığında, zaman bölmeli tek dalga boyu üzerinde çalışacak TDM yöntemi EPON için daha uygundur. TDM yapısında, her ONU paket göndermek için OLT tarafından belirlenen zaman slotlarını kullanır. Her zaman slotu birden fazla Ethernet paketini taşıma yeteneğine sahiptir. Her bir ONU'da bir veya

daha çok kullanıcıdan gelen veri paketleri ONU'ya ait zaman slotu gelinceye kadar biriktirilerek bekletilir. ONU, zamanı geldiğinde tamponlandığı paketleri kendine sunulan zaman slotunun tamamını kullanarak gönderir. TDM çalışma yapısı gereği çakışmalara neden olmaz. Tek bir dalga boyu kullanılır ve OLT tarafında tek bir alıcıya ihtiyaç duymaktadır, bu da maliyet açısından avantajlı bir çözüm sunmaktadır (Zheng, J., Mouftah, H.T. 2009).

TDM yönteminin temelinde ortak kullanılacak fiber hattın hangi ONU tarafından ne zaman ve ne oranla kullanılacağı sorusunun çözümü aranmaktadır. Literatürde bu işlem genel olarak bant genişliği tahsisatı olarak isimlendirilir. Bant genişliği tahsisatı iki farklı şekilde yapılabilir. Birinci ve basit olan yaklaşım devre anahtarlama sistemlerdekine benzer olarak her bir kullanıcı için bant genişliği üzerinde sabit bir alan tanımlaması yapmaktır. Bu şekilde yapılan tahsisatlar, statik veya sabit bant genişliği tahsisatı yöntemi olarak isimlendirilir. Bu şekilde kurgulanacak bir sistem, basit ve uygulaması kolay prensiplere dayanacaktır. Ne yazık ki basit olmasının yanında internet kullanıcılarının aşırı değişken bant genişliği isteklerine cevap vermekten oldukça uzaktır. Bir internet kullanıcısı, belirli bir t anında ihtiyaç duyduğu yukarı yöndeki bant genişliği miktarını takip eden t_1 anına kadar kullanmayabilir. Bu ihtiyaç fazlası bant genişliği, diğer kullanıcıların bant genişliği sıkıntısı çekmesi durumunda boşa gitmiş olacaktır. TDM'de yukarı yönlü akıştaki bant genişliği tahsisatı yapmak için daha akılcı bir yöntem, bant genişliği işleminin dinamik olarak hesaplanıp yapılmasıdır. Bir sonraki bölümde EPON için yukarı akım yönünde TDM tabanlı bant genişliği tahsisatının dinamik yöntemlerle nasıl yapıldığı incelenecektir.

2.4.2.2. EPON'da Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı

EPON için özellikle yüksek bant genişliği kullanımı ve servis kalitesi sağlanmasını temel alan birçok dinamik bant genişliği tahsisatı (DBA) algoritması literatürde incelenmiştir (Zheng ve Mouftah 2009). Bir DBA algoritmasından beklenen değişik özellikler göz önüne alındığında, bir algoritmanın diğerlerinden daha iyi olduğunu söylemek mümkün değildir. Bazı algoritmalar trafik ihtiyaçlarını daha iyi karşılamalarına, servis kalitesi ve hizmetin adaletli dağıtımı konusunda daha başarılı

olmasına rağmen, gerçekleştirilme ve işleyiş açısından aşırı kompleks olabilmektedir (Skubic ve diğ. 2009).

Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT) (Kramer 2002a), EPON için bant genişliği kullanımı en etkin biçimde sağlayan dinamik bellek tahsisatı yöntemlerinden biri olarak kabul edilmektedir. IPACT yapısında ONU_i Ethernet çerçevelerini yukarı akımdan gönderirken **OLT**. $ONU_{(i+1)}$ 'ya hat kullanım bilgisi (bu bilginin içinde ne kadar bant genişliği kullanabileceği ve ne zaman gönderim yapılabileceği bilgisi bulunmaktadır.) gönderilir. $ONU_{(i+1)}$, ONU_i 'nun paket gönderim aşaması bitmeden sorgulanabilir. Farklı ONU'lar için gönderim slotları belirli bir döngü içerisinde sıralanırlar. Şöyle ki, $ONU_{(i+1)}$ 'nun göndereceği verinin ilk biti ONU_i 'nun paketinden sonraki koruma zamanının bitiminde başlar (Skubic ve diğ. 2009). $ONU_{(i+1)}$ 'ya hat kullanım iznini belirleyecek garanti mesajı GATE gönderimi ve ONU_i 'ya garanti edilen bant genişliği miktarı ONU_i 'nun talep ettiği bant genişliğine göre belirlenir.

Bölüm 2.6'da EPON için geliştirilen dinamik bant genişliği tahsisatı algoritmaları verilmiştir.

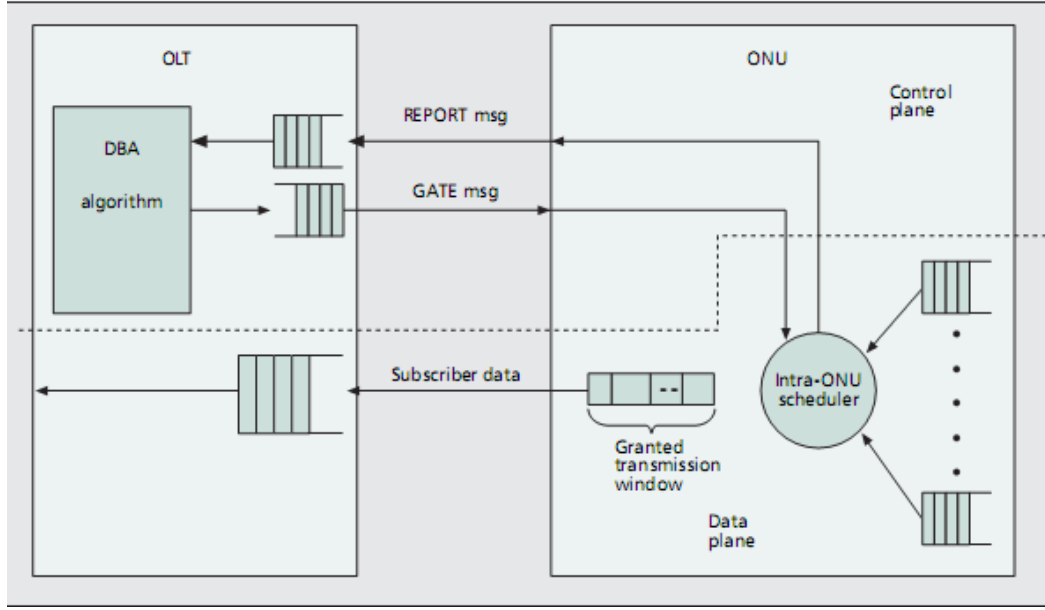
2.4.2.3. Çoklu Noktalı Kontrol Protokolü - MPCP

EPON'da "Multi Point Control Protocol – MPCP" ortam erişim kontrol ("Media Access Control" - MAC) katmanı olarak; bant genişliği tahsisatı, otomatik keşfetme işlemi (auto-discovery) ve uzaklık tayini işlemlerini yerine getirir. IEEE 802.3ah (IEEE Std. 802.3ah 2004) OLT ve ONU'ların aralarında bant genişliği anlaşmasını yapması için bir MPCP tanımlar. Bu MPCP protokolü beş mesaj içerir. Bu mesajlardan REGISTER REQ, REGISTER ve REGISTER ACK mesajları tanımlama ve yeni ONU'ların kayıt olması aşamasında kullanılır. REPORT ve GATE mesajları ise ortam erişiminin kontrolü için kullanılmaktadır. REPORT mesajları her bir ONU tarafından kendi tampon belleğinde kuyruklanan paket miktarını OLT'ye raporlamada kullanılmaktadır. OLT her bir ONU için tahsis edeceği bant genişliğini gelen REPORT mesajlarını inceleyerek yapar. REPORT mesajları kuyruktaki tam doluluk bilgisini taşımak yerine

değişik doluluk eşik değer bilgilerini de taşıyabilir GATE mesajı ise OLT'den ONU'lara çakışmayacak pencereler açabilmesi için gönderilir.

Bant genişliği taleplerini veya REPORT mesajlarını iletmenin bir yolu; özel, çok kısa bir zaman slotunun yukarı akım kanalında ayrılmasıdır. Bu yöntem, yukarı yönde bir iletim için lazerin iki kere açılıp kapanmasına neden olacaktır. Başka bir yöntem ise veri iletimi için açılan zaman slotunun sonuna bu bilgiyi eklemektir. Bu yöntem ise her ONU'daki yukarı yöndeki veri iletimi için lazer açma kapatma miktarını yarı yarıya düşürür ki bu da fiziksel katmanda güç tüketimini ve çerçeveler arası koruma zaman miktarını azaltır.

Her ONU için bant genişliği (veya bir zaman slotu) tahsisatı yapmak için, OLT, her bir ONU'dan belirli bir tahsisat planına ve servis katmanı anlaşmasına (SLA) göre bant genişliği taleplerini toplayacak bir bant genişliği tahsisat algoritmasına ihtiyaç duymaktadır. Bu bağlamda literatürde geliştirilmiş birçok bant genişliği tahsisatı algoritması bulunmaktadır. Bu algoritmalar iki sınıf altında toplanabilir: Sabit bant genişliği tahsisatı (SBA) yapanlar ve dinamik bant genişliği tahsisatı (DBA) yapanlar. SBA ile her ONU kendisine ait sabit uzunluklu bir zaman slotuna sahip olmaktadır. Bu zaman slotu değişmeyeceği için zaman slotunun ayarlanmasında herhangi bir algoritmanın kullanılmasına ihtiyaç olmadığından uygulanması kolaydır. Ne yazık ki ağ trafiğinin çoğuşmasal yapısı gereği çok düşük trafik yoğunluklarında bile, her ONU'ya verilen zaman slotu sabit olduğu için yetersiz kalan slotlar olabilecek ve bu ONU'da paketlerin hattın müsait olmasına rağmen bekletilmesine ve performans düşüklüğüne neden olacaktır. Bu nedenle genellikle sabit tahsisat uygulanmamaktadır. Bant genişliğinin kullanımının arttırılması için, OLT'nin her ONU'ya dinamik olarak değişken boyutlu zaman slotları oluşturabilmesi gerekmektedir. Dinamik bant genişliği tahsisatı işlemlerinde sıralı çağırma (polling) yönteminden çokça faydalanılmıştır. Sıralı çağırma ile OLT dinamik olarak her ONU'ya bant genişliği tahsisatı yapabilmekte ve birden çok ONU'nun iletişimini uygun bir şekilde düzenleyebilmektedir. Bunun sonucu olarak bant genişliğinin kullanımı dikkate değer ölçüde arttırılmış olur ve ağın performansı iyileşir (Zheng ve Mouftah 2009).



Şekil 2.14: MPCP Çalışması (Zheng ve Mouftah 2009)

Şekil 2.14'te DBA'nın çalışma yapısı gösterilmiştir. REPORT mesajları yukarı akımdan ilerleyerek kuyruk yoğunluğu bilgisini taşıırken GATE mesajları da aşağı akımdan iletilerek garanti edilen pencere boyut bilgisini taşırlar. REPORT mesajları ile yoğunluk bilgilerini toplayan OLT dinamik bellek tahsisatı için içerisinde çalıştırdığı bir "medium Access Control" (MAC) algoritması ile bir sonraki çevrimde hangi ONU'ya ne kadar bant genişliği tahsis edileceğine karar verir ve bunu GATE mesajları ile ONU'lara iletir (Mcgarry ve diğ. 2008).

2.5. ALTERNATİF PON YAPILARI

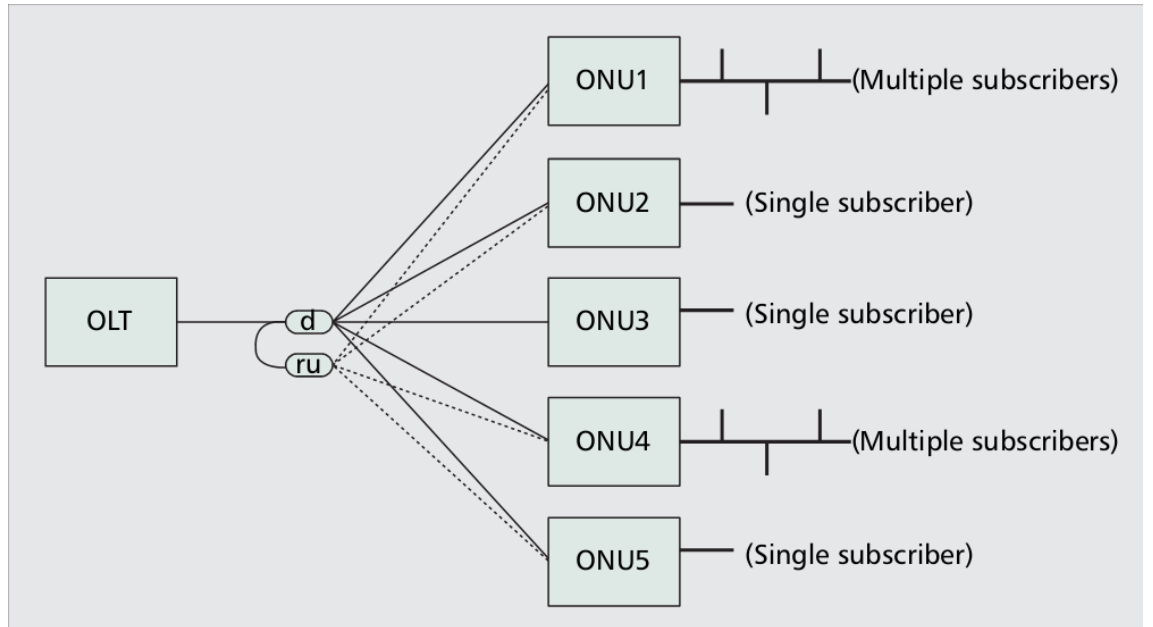
PON sistemi, klasik olarak ağaç şeklinde topolojiye sahiptir ve OLT ile ONUlar arası iletim optik ayraçlarla fiber hattın bölüştürülmesi şeklinde sağlanmaktadır. Bu bölümde standart yapıya alternatif yaklaşımlar incelenecektir.

2.5.1. Broadcast PON

(Foh ve diğ., 2004, Sherif ve diğ., 2004)'de ortaya atılan alternatif bir PON mimarisi Şekil 2.15'te gösterildiği üzere yukarı akım yönünde sinyalin ONU'lara tekrar yansıtılmasını gerektirir. Birinci ayırıcı, yukarı akım sinyalini ONU'lara geri yayar ve ikinci ayırıcı ise aşağı akım sinyalini standart PON mimarisinde olduğu gibi yayar. Böylelikle merkezi olmayan bir MAC protokolünün çalışmasına izin veren bir yayım

alanı oluşturulmuş olur. Ne yazık ki bu yaklaşımın uygulanmasını engelleyecek bazı ekonomik kısıtlamalar da bulunmaktadır. ONU'lar aşağıdaki nedenlerden ötürü daha pahalı hale gelmektedir:

- Diğer ONU'lara yukarı akım sinyallerini yansıtmalarıyla ortaya çıkan kaybın üstesinden gelmek için daha yüksek güçte lazerler içermelidir.
- Yukarı akım dalga boyu için ekstra bir alıcı içermelidir.
- Erişim ortamındaki çekişme çözümlemesini yönetebilmek için daha akıllı olmalıdır.
- Yansıtılan yukarı akım sinyal için ekstra bir fibere sahip olmalıdır.



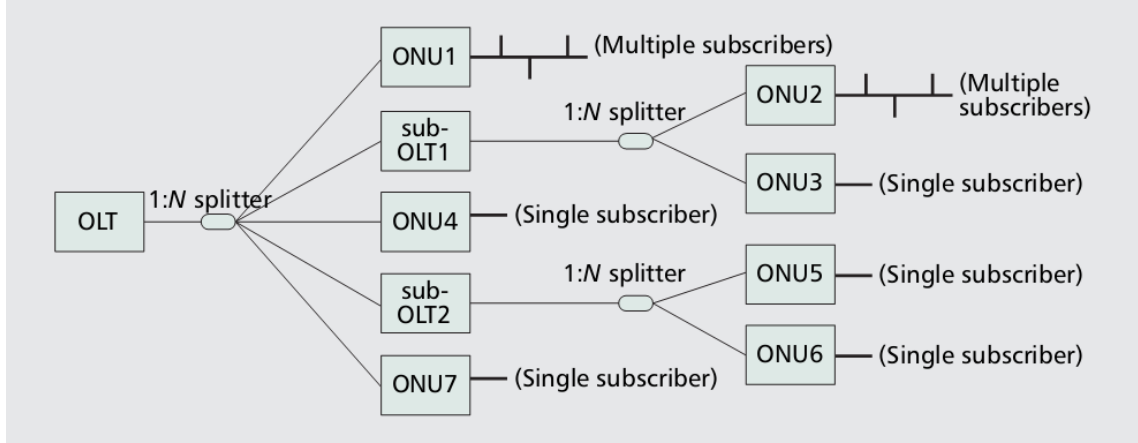
Şekil 2.15: Broadcast PON (McGarry ve diğ., 2008)

Ayrıca optik erişim ağının büyük miktardaki bant genişliği ve yayılım gecikmesi de bu tipteki bir mimarinin uygulanabilirliğini kısıtlamaktadır.

2.5.2. İki Katmanlı PON

İki katmanlı PON mimarisi (Shami ve diğ., 2005a) tek katmanlı yapı ile karşılaştırıldığında bir PON'un daha fazla sayıdaki ONU'yu yerleştirmesine imkan verir. İki katmanlı PON'lar, PON'a erişimi artırır. İlk katmanda, bazı ONU'lar Şekil 2.16'da gösterildiği gibi diğer ONU'lar için alt OLT'ler gibi davranır. Bu alt OLT'ler sinyali yukarı akış ve aşağı akış olarak tekrar üretir ve ayrıca kendi ONU çocuklarının

trafiğini de kümelerler. Böylece merkezi bir ofisteki tek bir OLT'nin daha fazla sayıda ONU'ya erişimine imkan tanınmış olur. Çünkü alt OLT'ler ONU'ların sayısı arttıkça oluşan güç harcanımı kaygılarını hafifletici optik anahtarlar gibi davranırlar.



Şekil 2.16: İki Katmanlı PON Mimarisi (McGarry ve diğ., 2008)

2.6. EPON'DA DİNAMİK BANT GENİŞLİĞİ TAHSİSATI ALGORİTMALARI

Bu bölümde EPON'lar için önerilen dinamik bant genişliği tahsisatı algoritmaları verilmektedir. DBA algoritmaları hizmet zamanlama yöntemlerine göre iki ana gruba ayrılabilir. IPACT türevleri olan sıralı çağırmaya dayanan çevrimiçi yöntemlerde tüm ONU'lar belirli bir düzen içerisinde hizmet alırlar. OLT, ONU'lardan gelen bireysel REPORT mesajlarına bakarak ilgili ONU'ya hizmet sunmaktadır. Bu şekilde OLT hizmet verme kararlarını vermeden önce, tüm ONU'lardan REPORT mesajlarını gelmesini beklemeyiz. Bu durum, OLT'nin tüm ONU'ların bant genişliği gereksinimlerini göz önünde bulundurarak DBA kararları vermesini engeller.

Çevrimiçi yöntemlerde OLT, tüm ONU'ların ihtiyaç bilgilerini bilmeksizin bu bilgilere uygun bir karar vermelidir. Çevrimdışı yöntemlerde OLT, tüm ONU'ların ihtiyaç bilgisini bilerek hareket edebilir. Çevrimdışı durumda geliştirilecek DBA algoritmaları, elde edilen bant genişliği talep bilgilerine göre değişik özelliklerde tasarlanabilir. Çevrimiçi ve çevrimdışı olarak ayrıştırılan temel iki yaklaşım değişik özelliklerine göre (McGarry ve diğ., 2008)'de özetlenmiştir.

Bu bölümde DBA algoritmalarında zamanlama yöntemleri ve literatürde geliştirilmiş DBA algoritmaları verilmiştir. EPON'da Servis Kalitesi (Quality of Service – QoS) temel olarak üzerinde durulan bir konu olduğundan algoritmalar; QoS destekli DBA algoritmaları ve QoS desteği olmayan DBA algoritmaları olarak da sınıflandırılabilir.

2.6.1. DBA Algoritmalarında Zamanlama Yöntemleri

Bir EPON için ortam erişim kontrolü iki zamanlama problemi içermektedir. İlki her ONU'ya sunulan hizmetin zamanlanması ile ilgilidir ve ONU'lar arası zamanlama (inter-ONU) olarak adlandırılmaktadır. İkincisi, sunulan iletim penceresinde iletim için ONU'lardaki Ethernet çerçevelerinin bireysel kuyruklarının zamanlanması ile ilgilidir ve ONU içi zamanlama (intra-ONU) olarak adlandırılmaktadır. Zamanlamanın bu şekilde ayrılmasına genellikle hiyerarşik zamanlama (Kramer ve diğ., 2004,2002c ,Zhu ve diğ., 2006) adı verilmektedir.

2.6.1.1. Hizmet Zamanlaması (inter-ONU)

ONU'lar arası seviyede çalıştığı ve hizmetin boyutlandırılması işlemi ile birlikte olduğu için, sunulan hizmetin zamanlanması, OLT'de yapılmaktadır. Genel anlamda, çevrimsel sıralı düzendeki zamanlama sırasını değiştirmek için, OLT, tüm ONU'lardan REPORT mesajlarıyla yollanan kuyruk boyutlarını beklemeli ve hizmet sunma sırasına daha sonra karar vermelidir. Bu durum, durmalı aralıklı sıralı çağırma veya çevrimdışı DBA çerçevesinin kullanımını gerektirmektedir.

Bu kısımda; En Uzun Kuyruk İlk Önce (Longest Queue First-LQF) (Zheng ve Mouftah , 2005 – Ma ve diğ., 2003) ve En Erken Paket İlk Önce (Earliest Packet First-EPF) (Zheng ve Mouftah, 2005a) yöntemlerine göre sıralanmış ONU iletimleri verilmiştir. LQF, ONU'lara ilk olarak iletim yapması için en büyük hizmet boyutuna izin verir. Bu, standart zamanlama teorisi gösterimindeki En Büyük İşlem Zamanı İlk (Largest Processing Time-LPT) zamanlama yöntemi ile aynıdır (Pinedo, 2002). EPF, ONU'lara ilk olarak en erken varan HoL Ethernet paketini yollamasına izin verir. OLT herhangi bir zamanlama kararı vermeden önce tüm ONU'lardan REPORT mesajlarını beklerken, döngüler arasındaki yürüme zamanını önlemek için zamanlanması gerektiği halde son veya son birkaç ONU'yu zamanlama yapmadan bırakabilmektedir.

Fazlalık dağıtım, sınırlı hizmet boyutlandırma tekniğini gerçekleştirmek, sunulan hizmetin boyutlandırılması açısından özel değerlendirme gerektirmektedir. Toplam fazlalık bant genişliğini biriktirmek ve dağıtmak için OLT, bir sonraki döngüde sunulacak hizmetleri belirlemeden önce tüm ONU'lardan REPORT mesajlarının gelmesini beklemelidir. Bu durum, döngüler arasındaki zamanın (t_{idle}) ziyan edildiği anlamına gelmektedir. Bunu azaltmak için, REPORT mesajları alınır alınmaz hafif yüklü ONU'lar fazlalıktan pay almayacakları için anında zamanlanabilir (Assi ve diğ., 2003). Ancak, trafik yükü tüm ONU'ların aşırı yüklü olduğu noktaya kadar artarsa, döngüler arasında t_{idle} yine ziyan edilir. T_{idle} 'ın ziyan edilmesini önlemek için, kanal uygun olduğunda eğer zamanlanması için uygun az yüklü bir ONU yoksa aşırı yüklü bir ONU anında zamanlanabilir (Zheng, 2006).

2.6.1.2. ONU Kuyruk Zamanlama (intra-ONU)

ONU içi zamanlama, bir ONU'daki Ethernet çerçevelerinin çoklu kuyruklarının, ONU için sunulan iletim penceresinde sıralanması ile ilgilidir. Bir ONU'daki kuyruk sayısı oldukça azsa, ONU içi zamanlama işlemi OLT'de yapılabilir. Ancak kuyrukların sayısı arttıkça, zamanlama genelde hiyerarşik olarak ONU'lar arası zamanlama ile hiyerarşinin kökünde yani OLT'de ve dallar seviyesinde yapılmaktadır. ONU'lar dal seviyesi zamanlayıcıları barındırmaktadır (intra-ONU).

ONU içi zamanlayıcılar için ana tasarım hedefi, düşük karmaşıklığa sahip olmasıdır. Böylece ONU'ların maliyeti minimumda tutulacaktır. Farklı önceliklere sahip birden çok kuyruğa hizmet veren zamanlama yöntemleri iki sınıfta incelenebilir:

- Katı Öncelikli Zamanlama (Strict Priority-SP) (adil olmayabilir)
- Ağırlıklı Adil Kuyruklamalı Zamanlama (Weighted Fair Queueing-WFQ)

SP zamanlama; kısıtlanmayan üstünlük hakkına bağlı olarak düşük öncelikli trafiğin hizmetsiz kalması durumunda adaletsizliğe neden olmaktadır. İdeal zamanlayıcı istatistiksel çoğullamaya izin vermeli fakat her öncelik kuyruğu için uygun bant genişliğinin minimal bir parçasını garanti etmelidir (örneğin hat paylaşımı sağlamak). Genelleştirilmiş İşlemci Paylaşımı (Generalized Processor Sharing-GPS) (Parekh ve Gallager, 2003) bu amaçları paketleri son derece küçük olan akıcı trafik modeli için başarmaktadır. Ancak pratikte, sonlu boyutlu paketlerle, ideal GPS hat paylaşımı doğrudan uygulanamaz çünkü bir paket sunucuyu (örneğin iletim hattı)

kullanımdayken, tek başına işgal etmek durumundadır. WFQ (Demers ve diğ., 1990), GPS'in ideal durumundan türetilmiş, maksimum paket boyutu ile sınırlandırılmış bir paket tahmini yöntemidir. WFQ, ideal GPS sistemi altındaki bir paketin başlangıç zamanını hesaplar ve bu başlangıç zamanına dayanarak ideal GPS altında bitiş zamanını hesaplar. Daha sonra, paketler hesaplanan bitiş zamanı sırasına göre iletilir. İdeal GPS zamanlarının hesaplamaları ONU'lar için hesaplama açısından ağır gelebilir. İdeal GPS için tahminin doğruluğu pahasına bu hesaplamaları hafifletmek için birkaç yöntem önerilmiştir.

Başlangıç Zamanı Adil Kuyruklama (Start Time Fair Queueing-SFQ) (Goyal ve diğ., 1997), WFQ'nun basitleştirilmiş bir versiyonudur. SFQ'da, bir paketin başlangıç zamanını hesaplamak için kullanılan sunucu sanal zamanının hesabı, o anda kullanımda olan paketin başlangıç zamanına indirgenmektedir ve bu da hesaplama karmaşıklığını büyük oranda azaltmaktadır. WFQ'nun tersine, SFQ paketleri bitiş zamanı yerine başlangıç zamanına göre sıralar. Güncellenmiş Başlangıç Zamanı Adil Kuyruklama (Modified Start Time Fair Queueing-M-SFQ) (Ghandi ve diğ., 2004a-2004b) algoritmasını kullanan bir ONU içi çerçeve zamanlayıcı, SFQ'ye göre daha az karmaşık bir alternatif olabilir. M-SFQ başlangıç zamanını sadece HoL paketleri için hesaplayarak zamanlamayı basitleştirmektedir.

M-SFQ ve SP zamanlamayı karşılaştıran simülasyon sonuçlarına göre M-SFQ hızlandırılmış iletim sınıfı için (gecikmeye duyarlı trafik) aynı ortalama gecikmesine, garantili servis sınıfı 1 için (yüksek hızlı video) daha yüksek ortalama gecikmeye, ve garantili servis sınıfı 2 için (düşük hızlı önceden kaydedilmiş video) daha düşük ortalama gecikmeye neden olmaktadır. Sonuç olarak, M-SFQ, garantili servis sınıfı 2 için, garantili servis sınıfı 1'in kötü performans göstermesi pahasına iyileştirilmiş gecikme ve ağ yükü sağlamaktadır. M-SFQ'nun SP zamanlama üzerindeki güçlü yönlerini tam olarak belirtebildiği kesin değildir. M-SFQ daha iyi sınıflar arası izolasyon (Ghandi ve diğ., 2004b) sağlarken aynı zamanda sınıf 2 trafiğe sınıf 1 trafiğe göre daha iyi davranır ki bu istenmeyen bir durumdur.

M-SFQ'nun bir diğer eksikliği garantili servislere ve hızlandırılmış iletim sınıflarına daha iyi QoS sağlamak için "Best Effort" trafiği hizmetsiz bırakmaya eğilimli olmasıdır

(Dhani ve diğ., 2006). Güncellenmiş Açık Ağırlıklı Çevrimsel Sıralı (Deficit Weighted Round Robin- M-DWRR), bu eksikliği gidermek amacıyla (Dhaini ve diğ., 2006)’te önerilmiş ve incelenmiştir. M-DWRR, düşük hesaplama karmaşıklığı güvencesiyle, her sınıf için bir açık kredi sayacı tutar ve sadece HoL paketleri göz önünde bulundurmaktadır. İlk zamanlama kısmında, M-DWRR bant genişliğini, sınıf ağırlığına göre (açık kredi sayacında belirtilen) her sınıf kuyruğuna sunar. Bireysel kuyruklar tarafından talep edilmeyen bant genişliği ikinci kısımda tekrar dağıtılır. İkinci kısım, fazlalık dağıtımı ile bazı benzerlikler göstermektedir ancak dahili olarak ONU tarafından yönetilir. Simülasyon sonuçları M-DWRR’nin farklı servis sınıfları için seçilen ağırlıklara göre, BE trafiği de dahil olmak üzere adaleti sağladığını göstermektedir. Ayrıca BE trafiğin aç kalmasını ortadan kaldırdığı için, M-DWRR ile toplam ağ yükü M-SFQ’ya göre %10 daha fazladır.

Ekleme Zamanlamalı Öncelik (Priority with Insertion Scheduling-PIS) (Ma ve diğ.,2003) adı verilen işlem koruyucu olmayan bir zamanlama disiplini, gerçek zamanlı paketlerin, gecikme sınırları aşıldığı zaman iletildiği bir ONU kuyruk zamanlama yaklaşımıdır. PIS, gerçek zamanlı trafik hasarsız bir şekilde geciktirilebildiği sürece, gerçek zamanlı olmayan trafiğin ortama erişim elde etmesine izin vermektedir.

2.6.2. Sınıflandırılmış QoS Desteği Olmayan DBA Algoritmaları

EPON için sınıflandırılmış servisleri desteklemeyen birçok DBA algoritması önerilmiştir. Bunlardan iki tanesi IPACT(Krammer ve diğ., 2002) ve BGP (Ma ve diğ., 2003)’dir.

2.6.2.1. Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT)

IPACT (Krammer ve diğ., 2002) EPON’lar için önerilen ilk DBA algoritmasıdır. Kuyruk raporunu ve bant genişliği tahsisatını kolaylaştırmak için bir kaynak görüşme sürecini barındırır. OLT, ONU’ları sıralı olarak çağırır ve her ONU’ya bir zaman yuvasını döngüsel sıralı (round-robin) davranışında atar. Bir ONU’ya atanan zaman yuvasına bu ONU’dan raporlanan kuyruk durumuna göre karar verilir. Bu yüzden OLT, her ONU’nun dinamik trafik yükünü bilebilmekte ve yukarı akış bant genişliğini her ONU’nun bant genişliği talebine göre tahsis edebilmektedir. Ayrıca bu yöntem, her

ONU'ya tahsis edilen bant genişliği üst sınırını belirlemek için son kullanıcıların SLA bilgilerini kullanır.

IPACT'de; sınırlı tahsisat, sabit kredi, lineer kredi ve esnek tahsisat gibi birçok bant genişliği tahsisatı yöntemi incelenmiştir. Sınırlı tahsisatta, OLT basit olarak ONU'ya maksimum pencere boyutunu geçmeyecek şekilde talep ettiği kadar sayıda bayt alanını tahsis eder. Bu en ölçülü yöntemdir, çünkü ONU talebini yolladıktan sonra hiçbir paketin varmadığını kabul eder. Ancak pratikte, OLT ve her ONU arasındaki RTT yüzünden, bir ONU'nun REPORT mesajı yollamasıyla GATE mesajını alması arasındaki zamanda yeni paketlerin varışı söz konusu olabilir. Bu durumda, bu yeni gelen paketler, mevcut döngüde yollanamaz ve bu da artan paket gecikmesine neden olabilir. Bu problemi çözmek için sabit kredi yöntemi ve lineer kredi yöntemi önerilmiştir.

Sabit kredi tahsisatında, bir kredi değeri, talep edilen pencere boyutuna eklenir ve verilen pencere boyutu olarak düşünülür. Kredinin boyutu, talep edilen pencere boyutunun ne kadar büyük olduğu düşünülmezsizin sabit olarak alınır. Bir ONU GATE mesajını aldığı zaman, talep edilen pencere boyutu artı sabit kredi değerine ulaşana kadar paketleri yollayabilir. Kredinin büyüklüğü ağ performansını etkileyebilmektedir. Çok küçük bir değer paket gecikmesini çok fazla etkilemeyecektir. Çok büyük bir değer ise yukarı akış kanalında bant genişliğinin kullanımını düşürecektir. Bu seçim, trafik karakteristiklerine veya bir takım gözleme dayalı verilere göre yapılmalıdır.

Lineer kredi tahsisatında, benzer bir kredi talep edilen pencere boyutuna eklenir. Ancak, lineer kredinin boyutu talep edilen pencere boyutuyla orantılıdır. Bu yöntemin temel fikri, ağ trafiğinin genelde belirli bir tahmin edilebilirlik derecesine sahip olmasıdır. Bu, uzun bir veri çoğuşması gözlemlendiğinde, bu çoğuşmanın büyük ihtimalle uzun bir zaman boyunca sürebileceği anlamına gelmektedir.

Esnek kredi tahsisatında, maksimum pencere boyutuna konmuş bir sınırlandırma bulunmamaktadır. Tek limit maksimum döngü zamanıdır. Maksimum pencere boyutu olan W_{max} , son N adet verilen hizmet boyutu (o anda verilmekte olan da dahil); $N \times W_{max}$ değerini aşmayacak (N: toplam ONU sayısı olmak üzere) şekilde verilir. Bu şekilde,

sadece tek bir ONU veri yollarken ve kendisine $N \times W_{\max}$ değerine kadar pencere boyutu verilebilir.

Tüm bu bant genişliği tahsisatı yöntemleri arasında, sınırlı tahsisat en iyi performansı göstermektedir (Krammer ve diğ., 2002). Ancak IPACT, çoklu servis ihtiyaçlarını göz önünde bulundurmamaktadır. Çoklu servis ihtiyaçlarını karşılamak için sınıflandırılmış servisleri destekleyen çeşitli DBA algoritmaları önerilmiştir.

2.6.2.2. Tahmine Dayalı Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı

(Byun ve diğ., 2003) tarafından, bekleme zamanı boyunca bir ONU'ya varan paketleri tahmin ederek her ONU'nun kuyruk boyutunu ve böylece ortalama paket gecikmesini azaltan ve bekleme zamanı boyunca ONU'ya varan paketleri tahmin eden ve bu tahmini ONU'ya verilen hizmet boyutuna dahil eden, tahmine dayalı bir DBA algoritması önerilmiştir. Bu algoritmada, tahmini düzenlemek için bir önceki iletim döngüsündeki gelen ve giden paketler arasındaki farka dayanan bir kontrol kazancı kullanılmaktadır.

2.6.2.3. Hak Tahmini ile IPACT (IPACT-GE)

(Zhu ve Ma, 2008) tarafından, bir EPON siteminde birden çok ONU arasında yukarı akış kanalını verimli bir şekilde paylaşmak için “hak tahminiyle IPACT” (IPACT-GE) adı verilen bir diğer tahmine dayalı DBA algoritması önerilmiştir. IPACT-GE ile iki ardışık çağırma arasında bir ONU'ya varan paketlerin miktarı, ağ trafiğinin öz-benzer trafik karakteristiklerine dayanarak tahmin edilir. Buna göre OLT, tahmin edilen paket miktarına ve aynı zamanda bir önceki çağırma döngüsünde talep edilen miktara dayanarak, verilen iletim boyutuna karar verir. Yeni gelen paketlerin miktarını tahmin ederek ve ek bir pencere boyutu vererek, ONU'ya verilen boyut, ONU'nun sırasını kullanacağı andaki tampon bellek işgaline yakın olacaktır. Düşük trafik yükünde paketler vardığı zaman, bir sonraki çağırma döngüsüne kadar beklemeye gerek kalmaksızın aynı sıralı çağırma döngüsünde iletmeye eğilimlidirler. Simülasyon sonuçları IPACT-GE'nin, bir paket için ortalama bekleme gecikmesini ve IPACT ile karşılaştırıldığında yüksek trafik yükünde tampon bellek işgalini, ortalama paket kaybı ve yukarı akış kanal kullanımı gibi diğer performans ölçütlerini etkilemeden büyük oranda düşürdüğünü göstermektedir. Ayrıca, sınıflandırılmış servisleri desteklemek için

katı öncelik kuyruğu (strict priority mechanism-SPQ) mekanizması ile birleştirildiğinde, IPACT ve SPQ kullanımında, düşük yükün hizmet alma problemini büyük ölçüde azaltabilmektedir.

2.6.2.4. Bant Genişliği Garantili Sıralı Çağırma (BGP)

Bant genişliği garantili sıralı çağırma (Bandwidth Guaranteed Polling - BGP) (Ma ve diğ. 2003), EPON'da bant genişliği garantisi sağlamak amacıyla önerilen bir DBA algoritmasıdır. BGP'de, tüm ONU'lar iki gruba ayrılır: bant genişliği garantili olan ve bant genişliği garantili olmayan. OLT bant genişliği tahsisatını bir çift çağırma tablosu kullanarak gerçekleştirir. İlk çağırma tablosu sabit uzunluklu çağırma döngüsünü bant genişliği birimlerine böler ve her ONU'ya bu bant genişliği birimlerinden belirli bir sayıda tahsis edilir. Bir ONU'ya tahsis edilen bant genişliği boyutu bu ONU'nun SLA'sına ve verilen bant genişliği talebine göre belirlenir. Bant genişliği alımı garanti edilmiş bir ONU'nu polling tablosunda dağılmış olarak birden fazla kaydı bulunur. ONU daha sık olarak çağırıldığı için bu durum ortalama kuyruk gecikmesini düşürebilir. Ancak, bir döngüde daha fazla verilen hakka ve bu yüzden de verilen haklar arasında daha fazla koruma zamanlarına neden olacaktır ki bu da kanalın etkin kullanımını düşürmektedir. Diğer taraftan, daha düşük kanal kullanımına yol açabilir, çünkü bir Ethernet çerçevesi iletim sırasında bölünemez. Eğer bir çerçeve o andaki bant genişliği biriminin kalan kısmına sığmayacak kadar büyükse, bir sonraki bant genişliği birimini beklemek zorundadır. Bundan ötürü o anki bant genişliği birimindeki kısım ziyan olur. Eğer bant genişliği biriminin kullanılmayan kısmı yeterince büyükse, bu kısım, bant genişliği garantili olmayan bir ONU'ya verilir. Aksi halde, bir sonraki bant genişliği garantili ONU çağırılır. Ancak, bu mekanizma OLT ve ONU'lar arasındaki yayılma gecikmesinden ötürü büyük oranla sınırlandırılır.

Bant genişliği garantili ONU'ların bant genişliği birimlerinde kullanılmayan kısımlar, bant genişliği garantili olmayan ONU'lar arasında ikinci sıralı çağırma tablosundaki pozisyonlarının sıralamasına göre dağıtılır. İkinci çağırma tablosunun inşası birinci tablodan farklı şekildedir. Her bir kayıt, bant genişliği garantili olmayan bir ONU'nun bir hak talep ettiği zaman dinamik olarak oluşturulur. Simülasyon sonuçları çağırma tablosunda birden çok kaydı bulunan bir ONU'nun, daha az kaydı olanlara göre daha düşük kuyruk gecikmesine sahip olduğunu göstermektedir.

2.6.2.5. “Var Olan En Küçük Raporlu En Önce” Özellikli IPACT (SARF)

(Bhatia ve Bartos 2007), En Küçük Uygun Rapor En Önce (Smallest Available Report First-SARF) yaklaşımını, paket gecikmesi açısından IPACT’in performansını geliştirmek amacıyla önerilmiştir. Bu yaklaşımda, bir OLT tarafından bir ONU’ya hizmet verilmesi her zaman ilk olarak en küçük raporlanan kuyruk uzunluğu şeklinde gerçekleştirilir. Aynı zamanda, sıfır kuyruk uzunluğuna sahip ONU’lara farklı davranır. Düşük trafik yükünde, bu ONU’lar her zaman ayırım yapılmaksızın ilk olarak hizmet alırlar. Bu sunulan haklar, gönderecek paketi olmayan ONU’lardaki paket gecikmesini düşürmek adına bir katkıda bulunmazken, daha sonra gelen ONU’ların da paket gecikmesini arttırmazlar. Böylece, yüksek trafik yükü altında servis sunulacak bir sonraki ONU’yu seçerken, sıfır kuyruk uzunluğuna sahip ONU’lara tüm ONU’lardan alınan ortalama kuyruk uzunlu değerine sahipmiş gibi davranılır. Hatta bu ortalama kuyruk uzunluğu, bir ONU’nun ardışık olarak bildirdiği, sıfır uzunluklu kuyruk sayısı ile ağırlıklandırılır. Sonuç olarak, birçok kere ardışık sıfır uzunluklu kuyruk rapor eden bir ONU’ya muhtemelen döngünün sonunda hizmet sunulacaktır. Simülasyon sonuçları önerilen SARF yönteminin IPACT’in gecikme performansını “gated” tahsisat politikası altında %10-%20 civarında geliştirdiğini göstermektedir.

2.6.2.6. Çok İş Parçalı Sıralı Çağırma

(Song ve diğ., 2009) tarafından uzun erişimli PON’larda yukarı akış bant genişliğini verimli ve adil bir şekilde dağıtmak için *çok parçalı bir sıralı çağırma* algoritması önerilmektedir. Bu algoritma her ONU’nun kendi talep mesajını OLT’den bir önceki GATE mesajını almadan önce yollamasına ve böylece bir ONU ve OLT arasında yeni bir sinyalleşme işlecinin oluşturulmasına izin vermektedir. Bu algoritmayı gerçeklemek için, OLT bir sıralı çağırma tablosu tutmalı ve her ONU’nun bu tabloda, ONU’nun RTT değerini ve her iş parçasındaki en son taleplerini içeren bir kaydı olmalıdır. Her iş parçasında, OLT bant genişliği tahsisatı gerçekleştirir ve GATE mesajlarını tüm ONU’lara dağıtır. Çoklu iş parçalı sıralı çağırmada, OLT sadece mevcut iş parçasındaki REQUEST mesajlarındaki bilgiden faydalanmaz aynı zamanda OLT bant genişliği tahsisatını yapmadan önce, sonraki iş parçalarındakilerden de faydalanır. Simülasyon sonuçları önerilen sıralı çağırma algoritmasının, uygun başlangıç iş parçası aralığını

belirleyerek ve eşik değerini ayarlayarak, tekli iş parçalı sıralı çağırma algoritmasının performansını özellikle yüksek trafik yükü altında ortalama paket gecikmesi ve ağ yükü açısından iyileştirdiğini göstermektedir.

2.6.3. Sınıflandırılmış QoS destekli DBA Algoritmaları

Bir EPON sisteminin, sadece en iyi çaba “best-effort” veri trafiğini değil aynı zamanda sınırlı bant genişliğine, paket gecikmesine ve paket gecikme değişimine (PDV) duyarlı, gerçek zamanlı veri trafiğini de taşıması beklenmektedir. Bu bölümde, EPON’daki farklı tip veri trafikleri için sınıflandırılmış QoS desteği sağlayan DBA algoritmaları anlatılmaktadır.

2.6.3.1. İkili Servis Seviyesi Anlaşma ile Adil Paylaşım (FSD-SLA)

(Banerjee ve diğ., 2006) tarafından, hem kullanıcılar hem de servis sağlayıcıları tarafında adalet sağlamak için IPACT’de ikili SLA kullanan, *ikili SLA ile adil paylaşım* (“fair sharing with dual SLAs” - FSD-SLA) algoritması önerilmiştir. Birincil SLA, minimum gereksinimleri yüksek öncelikli garanti edilmesi gereken servisleri belirler. İkincil SLA ise düşük öncelikli servis gereksinimlerini tanımlar. Algoritma öncelikle, yukarı akış iletimlerini garanti etmek için birincil SLA servisler için zaman yuvalarını tahsis eder. Birincil SLA servisler garanti edildikten sonra, ikincil SLA servisler yerleştirilir. Eğer bant genişliği ikincil SLA servisleri yerleştirmek için yeterli değilse, bant genişliğini adil bir şekilde tahsis etmek için maksimum-minimum politikası kabul edilir. Eğer fazla bant genişliği varsa, FSD-SLA bu bant genişliğini öncelikle birincil SLA varlıklarına daha sonra ikincil SLA varlıklarına her ikisi için de maksimum-minimum adil tahsisat yöntemi ile atayacaktır.

2.6.3.2. Servis Sınıfına Yönelik Paket Zamanlama (COPS)

(Naser ve Mouftah, 2006) tarafından sınıflandırılmış servisleri desteklemek üzere servis sınıfına yönelik bir paket zamanlama (A Class-of-Service Oriented Packet Scheduling - COPS) algoritması önerilmiştir. COPS, OLT tarafında her ONU’nun ve her servis sınıfının (CoS) trafiğini düzenlemek için iki grup delikli kova kredi havuzu kullanır. Bir grup, EPON sistemindeki k adet CoS’a denk gelen k adet kredi havuzu içerir. Her havuz, belirli bir CoS’un tüm ONU’lardan OLT’ye doğru trafiğinin ortalama hızını

kontrol etmek için kullanılır. Diğer grup sistemdeki m adet ONU'ya karşılık gelen m adet kredi havuzu içerir. Her havuz bir ONU'nun yukarı akış kanalını kullanımı için kullanılır. Bant genişliğinin veya zaman slotlarının verilmesinde veya tahsisatında, OLT iki tur şeklinde en yüksek CoS ile başlar ve en düşük CoS ile sonlandırır. İlk turda, o andaki CoS'un trafiğine sahip her ONU'ya bu ONU için uygun olan krediler sunulur. Eğer bir talep cevaplanırsa, verilen baytlar karşılık gelen kredi havuzundan düşürülür. Birinci turun sonunda, kullanılmayan krediler havuza aktarılır ve bant genişliği talepleri tam olarak karşılanamayan ONU'lar arasında paylaşılır. Havuzda uygun kredi miktarı olduğu sürece, yeni bir talep kabul edilecektir. Simülasyon sonuçları sınırlı tahsisatlı IPACT ile karşılaştırıldığında, COPS'un en yüksek öncelikli olan hariç tüm CoS'lar için daha düşük, ortalama ve maksimum gecikmeye sahip olduğunu göstermektedir.

2.6.3.3. Melez Hizmet Verme Protokolü (HGP)

(Shami ve diğ. 2005b) tarafından, bant genişliğini garanti ederek ve PDV'yi en aza indirerek sınıflandırılmış QoS sağlanmasını desteklemek amacıyla melez bir hizmet verme protokolü (Hybrid Granting Protocol - HGP) önerilmiştir. HGP'de trafik üç ana kategoriye ayrılmaktadır: Garantili İletme (Assured Forwarding-AF), En İyi Çaba (Best Effort) ve Hızlandırılmış İletme (Expedited Forwarding-EF). EF trafiği için HGP, hizmetlendirme esnasında bu ONU'ya ait kuyruktaki tüm trafiği yerleştirebilmesi amacıyla ONU'ya verilen hakkın boyutunu ayarlamak için bir kuyruk tahmin mekanizması kullanır. Bunun sebebi EF trafiğinin sabit bit hızına sahip olması böylece kolayca tahmin edilebilmesidir. AF ve BE trafiği için, bir ONU'ya sunulan hakkın boyutu bu ONU'dan gelen REPORT mesajlarına göre ayarlanır. Bir iletim döngüsü, EF alt döngüsü ve AF/BF alt döngüsü olmak üzere iki alt döngüden oluşmaktadır ve EF alt döngüsü ile başlayıp AF/BF alt döngüsü ile devam eder. Her ONU için, EF alt döngüsü EF trafiğini taşıırken AF/BF alt döngüsü AF ve BF trafiğini taşır. EF alt döngünün uzunluğuna önceden karar verilirken AF/BF alt döngüsünün uzunluğu her ONU'nun trafik yüküne bağlıdır. Benzer şekilde her ONU için bir iletim döngüsünde iki adet sunulan hak tipi vardır. Bir ONU'daki AF ve BF kuyruklarının durumu, bu ONU için EF sunulana kadar raporlanmaz ki bu durumda ONU'nun güncel kuyruk durumunu OLT'ye raporlamasına izin verilir. Bu yolla HGP, EF trafiğine bant genişliğini garanti eder ve böylece AF ve BF trafiği için esnek bant genişliği tahsisatı ile QoS desteğini koruyarak EF trafiği tarafından yaşanan PDV'yi en aza indirir. Simülasyon sonuçları

HGP'nin yüksek trafik yükü altında, normal EPON zamanlayıcısı ile karşılaştırıldığında daha küçük kuyruk gecikmesine sahip olduğunu göstermektedir. Düşük trafik yükünde ise, normal EPON zamanlayıcısı, döngü başına düşen koruma zamanının artan uzunluğu nedeniyle daha küçük kuyruk gecikmesine sahip olmaktadır.

2.6.3.4. Çoklu Servisli Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı (DBAM)

(Luo ve Ansari, 2005a) tarafından, EPON'larda farklı tiplerdeki trafiği desteklemek için çoklu servisli bir dinamik bant genişliği tahsisat (DBAM) algoritması önerilmiştir. ONU'lar arasında ve son kullanıcılar arasında ayrı ayrı çoklu servis sağlanması yerine, DBAM her ikisini de sınıf tabanlı bant genişliği tahsisatı yapmak amacıyla REPORT/GATE mekanizması ile birleştirir. EF, AF ve BE içi öncelikli kuyruklama mekanizmasını uygular ve tamponlanan çerçevelerin zamanlanması için öncelik tabanlı zamanlama yöntemini kullanır. Ek olarak DBAM, ONU'lar arasında bant genişliğini düzenlemek için sınırlı bant genişliği tahsisatını kullanır ve böylece bant genişliği için sıranın bozulduğu saldırgan durumların önüne geçilmiş olunur. Ayrıca, kuyruk durumunun raporunun yollanması ile her ONU'daki tamponlanan trafiğin yollanması arasındaki bekleme zamanı boyunca gelen trafiği hesaba katabilmek için sınıf tabanlı tahmin yöntemini kullanır. Böyle bir tahmin bir önceki bekleme zamanında varan gerçek trafiğe dayanarak yapılmaktadır. OLT tüm ONU'lara trafik tahminini kolaylaştırma için sabit çevrimsel sıralı davranışıyla hizmet verir. Simülasyon sonuçları böyle bir tahminin, sabit ve sınırlı bant genişliği tahsisat yöntemleri ile karşılaştırıldığında EF trafiği için daha küçük paket gecikmesi sağlayabildiğini göstermektedir.

2.6.3.5. Trafik Tahmini ile Sınırlı Paylaşım (LSTP)

(Luo ve Ansari, 2005b) tarafından, bekleme zamanı boyunca gelen trafiği tahmin etmek için ayarlanabilir bir filtre kullanan ve böylece her ONU'ya daha doğru bir şekilde hak verilen bir trafik tahmini ile sınırlı paylaşım (LSTP) algoritması önerilmektedir. Her trafik sınıfı için LSTP, bu sınıfın önceki iletim döngüsünde gerçekte gelen verisine dayanarak bekleme zamanı boyunca gelen veriyi doğrusal bir tahmin edici kullanarak tahmin eder. Bir ONU'nun bant genişliği talebi böylece kuyruk uzunluğu ve tahminin toplamı şeklinde raporlanır. OLT bu tahmini kullanarak yukarı akış kanalını düzenler ve

tahmin edilen veriyi en yakın iletim döngüsünde göndermek için yukarı akış bant genişliğinden bir parçayı rezerve eder. Bu şekilde paket gecikmesini ve kaybını azaltmış olmaktadır. Ek olarak LSTP, farklı trafik sınıflarını kısıtlamak için, farklı SLA parametreleri kullanarak servis sınıflandırılmasını kolaylaştırır.

2.6.3.6. İki Katmanlı Bant Genişliği Tahsisatı (TLBA)

(Xie ve diğ., 2004) tarafından EPON'larda sınıflandırılmış servisleri desteklemek amacıyla iki katmanlı bir bant genişliği tahsisatı algoritması (TLBA) önerilmektedir. TLBA bant genişliğini iki katman halinde tahsis eden hiyerarşik bir tahsisat algoritmasıdır. İlk katmanda, iletim döngüsü bölümlenir (ki buna sınıf katmanlı tahsisat adı verilir) veya yukarı akış bant genişliği, sınıflandırılmış servisler arasında tahsis edilir. İkinci katmanda, her sınıfa tahsis edilen bölüm veya bant genişliği, maksimum-minimum adalet politikasına dayanarak aynı sınıf içindeki tüm ONU'lar arasında dağıtılır ve buna ONU-tabanlı tahsisat adı verilir. OLT, her ONU'nun o andaki talebine dayanarak bant genişliğini tahsis eder hiçbir talebin boyutunu sınırlandırmaz. Benzer şekilde, bir ONU'ya kuyruklarının uzunluklarını OLT'ye raporlaması için izin verilir ve OLT de tüm talepleri mümkün olduğunca karşılamaya çalışarak yukarı akış kanalını tahsis eder. Herhangi bir sınıfın bir döngüdeki uygun bant genişliğini tek başına işgal etmesini önlemek amacıyla, *sınıf başına eşik değeri* önerilmiştir. Bu bant genişliği eşik değeri yüksek trafik yükünde bir sınıfa minimum bant genişliğini garanti edebilmek için kullanılır. Eşik değerlerinden daha az bant genişliğine ihtiyaç duyan sınıflardan alınan fazla bant genişliği, eşik değerlerinden daha fazlasına ihtiyaç duyanlar arasında paylaştırılır. Fazla (aşırı) bant genişliği dağıtımı her sınıfa atanan ağırlık değerlerine göre yapılır. Simülasyon sonuçları düşük trafik yükünde TLBA'nın yukarı akış kanalı için verimli bir kullanım sağladığını göstermektedir.

2.6.3.7. Fazlalık Dağıtımı ile Bant Genişliği Tahsisatı

(Assi ve diğ., 2003) tarafından, EPON'larda QoS'u desteklemek için etkili bir DBA algoritması önerilmektedir. Bu algoritma sınırlı tahsisat esasına dayanmaktadır. Ethernet trafiğinin çoğuşmalı yapısından dolayı, her iletim döngüsünde bazı ONU'ların iletecek daha az trafiği (ki bunlara *az yüklü ONU'lar* adı verilir) ve dolayısıyla da garanti edilen minimum bant genişliğinden daha az bant genişliğine ihtiyacı

olabilmektedir. Bir yandan da *aşırı yüklü ONU'lar* kendilerine garanti edilen minimum bant genişliğinden daha fazla bant genişliğine ihtiyaç duymakta ve iletecek daha fazla trafiğe sahip olabilirler. Bu nedenle bu az yüklü ONU'lar ağda fazlalık kalan bant genişliğine neden olabilmektedir. Bu fazlalık bant genişliği, *aşırı yüklü ONU'ların* bant genişliği taleplerini karşılama amacıyla dağıtılabilir. Bu amaçla, fazlalık bant genişliğini *aşırı yüklü ONU'lar* arasında bant genişliği taleplerine orantılı olarak tahsis edecek bir tahsisat yöntemi önerilmiştir. Bu tahsisat yöntemini gerçeklemek için OLT, bant genişliği tahsisatı için hesaplamaları yapmadan önce, tüm ONU'lardan REPORT mesajlarını toplamalı ve daha sonra ONU'ları bir sonraki iletim döngüsü için zamanlamalıdır (örneğin GATE mesajlarını yollamak). Ancak bu durum yukarı akış kanalının kullanılmadığı bir *boş* (idle) zaman aralığına neden olabilmektedir. Bu boş zaman aralığını kullanmak ve bant genişliği kullanımını artırma için bir erken tahsisat mekanizması önerilmektedir. Bu mekanizma az yüklü bir ONU'yu anında ve hiçbir gecikme olmadan zamanlarken *aşırı yüklü bir ONU'yu*, OLT tüm REPORT mesajlarını aldıktan ve bant genişliği tahsisatı için gerekli hesaplamaları yaptıktan sonra zamanlamaktadır. Ancak bu zamanlama mekanizması ile birçok durumda boş zaman aralığının verimli bir şekilde kullanılamayabilir. Bu mekanizma, düşük ve orta yüklü trafik altında bant genişliği kullanımını belirgin bir şekilde arttırabilirken, yüksek trafik yükü altında boş zaman aralığının kullanımını sağlayamamaktadır (Zheng ve Mouftah, 2006). Yüksek trafik yükü altında bant genişliği kullanımını daha fazla geliştirmek için, boş zaman aralığını problemini çözmeye yönelik yeni bir zamanlama mekanizması önerilmektedir (Zheng ve Mouftah, 2006). Bu mekanizmada OLT halen az yüklü ONU'ları bekleme yapmadan anında zamanlayan bir erken tahsisat yöntemi kullanmaktadır. Aynı zamanda, her bir az yüklü ONU tarafından ortaya çıkan fazlalık bant genişliklerini biriktirir. *Aşırı yüklü ONU'lar* için, OLT normalde bant genişliği tahsisatı için hesaplamaları yapmadan önce tüm REPORT mesajları gelene kadar bekler ve ONU'lara GATE mesajlarını yollar. Boş zaman aralığının ziyan edilmemesini sağlamak için OLT, zamanlanan son ONU'nun zaman yuvasının bitiş zamanını kayıt altında bir izleyici (tracker) bulundurur ve bir sonraki ONU her zamanlandığında günceller. OLT *aşırı yüklü ONU'yu*, bazı özel koşullarda bu izleyicinin değerine bağlı olarak zamanlayacaktır. Simülasyon sonuçları (Zheng ve Mouftah, 2006)'te önerilen bu DBA algoritmasının, (Assi ve diğ., 2003)'de önerilen algoritma ile karşılaştırıldığında

ağ performansını yüksek trafik yükü altındayken paket gecikmesi ve ağ yükü açısından etkili bir şekilde geliştirdiğini göstermektedir.

2.6.3.8. Kuyruk Tabanlı Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı

(Choudhury ve diğ., 2007) tarafından, QoS farkındalıklı bir EPON için ONU'lardaki servis kuyruklarından gelen bireysel taleplere dayanan, OLT tabanlı bir DBA yöntemi önerilmektedir. Yüksek öncelikli trafiğin, düşük öncelikli trafiği tamamen hizmetsiz bırakarak adil davranmamasını önlemek için, önerilen DBA algoritması kuyruk zamanlama kullanır ve aşırı yüklü kuyrukların bant genişliği taleplerini karşılamak için az yüklü ONU'ların artan bant genişliğinin kullanımını sağlar. Bu amaçla, boş zaman aralığı problemini çözmek için etkili bir sıralı çağırma mekanizması ve zamanlama ek yükünü düşürmek için yeni bir farklı-döngü politikası kullanır. Bu yeni politika, farklı servis sınıfları için bu sınıfların gecikme sınırlarına dayanarak bant genişliklerini seçimli olarak tahsis eder. Simülasyon sonuçları önerilen DBA algoritmasının ortalama paket gecikmesi ve bant genişliği kullanımı açısından, katı bir öncelik mekanizması kullanan IPACT algoritmasından daha iyi olduğunu göstermektedir.

2.6.3.9. Qos Farkındalıklı Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı

(Miyoshi ve diğ., 2004) tarafından gigabit EPON'lar için Dinamik Kredi Dağıtımı (D-CRED) adı verilen QoS farkındalıklı bir DBA algoritması önerilmektedir ve daha yüksek bant genişliği kullanımının sağlanması için kullanılmayan zaman yuvalarının kalan kısımlarının elenmesi gerektiği konusunda tartışılmaktadır. D-CRED, kullanılmayan slot kısımlarının elenmesi için, her ONU'ya tek bir eşik değeri için izin veren ve OLT'nin bu eşik değerini (bu yöntemde *kredi* adı verilir) dinamik olarak değiştirmesine izin veren dinamik bir kuyruk eşik değeri tekniği önermektedir. Bu dinamik eşik değeri tekniği kullanılmayan slot kısımlarını elemekte ve döngüyü daha uzun tutabilmektedir ki bu daha yüksek ağ yükü verimliliğine ve daha doğru bant genişliği tahsisatına izin verir. Simülasyon sonuçları D-CRED'in sınırlı servisli IPACT ile karşılaştırıldığında %6,4 daha yüksek bir bant genişliği kullanımı ve teorik maksimum kullanımın %99'unu sağladığını göstermektedir. D-CRED aynı zamanda QoS desteği için genişletilebilir. Bu amaçla bir adalet kavramı tanımlanmıştır ve bu tanımlanmış kavrama göre D-CRED bir ONU için, her döngüdeki kredi tahsisatına

yönelik bir tatmin derecesi hesaplamaktadır ve bu derecenin kaydını tüm meşgul zaman aralıkları boyunca tutmaktadır. Eğer bir ONU istediği şekilde tam bir kredi alırsa, D-CRED ONU'nun kredi tahsisatından memnun ettiğini düşünmektedir. Aksi halde, ONU kredi tahsisatından memnun olmamaktadır. Bu yüzden, D-CRED her ONU'yu kredi tahsisatında memnun etmeye çalışmaktadır.

2.6.3.10. ONU İçinde Bant Genişliği Zamanlaması

(Ghandi ve diğ., 2004a) tarafından, EPON'larda dağıtılmış ONU içi bant genişliği tahsisatı için düzeltilmiş bir başlangıç zamanı adil kuyruklama (M-SFQ) sanal süre zamanlayıcı önerilmektedir. Tüm paketlere zaman damgası vuran diğer sanal süre zamanlayıcılarının aksine, M-SFQ zamanlayıcı sadece kuyrukların sıranın başı (head of line-HoL) paketleri için zaman damgası kullanır ve böylece daha az karmaşıklığa neden olur. Düşük gerçekleştirme karmaşıklığı göstermektedir ve herhangi bir OLT-ONU (ONU'lar arası) DBA algoritmasını bünyesinde barındırabilir. Simülasyon sonuçları M-SFQ zamanlayıcının bant genişliği tahsisatında ve gecikme performansında yeterli başarı sağlayabildiğini göstermektedir.

2.6.3.11. ONU İçinde Bant Genişliği Tahsisatı

(Chen ve diğ., 2005) tarafından, EPON'lar için dağıtılmış ONU'lar arası bant genişliği tahsisatı için yeni bir düzeltilmiş jeton kova (M-TB) algoritması önerilmektedir. Sırasıyla $O(k)$ ve $O(k \log M)$ karmaşıklığa sahip olan saf kısıt önceliği (strict priority-SP) ve M-SFQ algoritmaları ile karşılaştırıldığında bu algoritma $O(k)$ karmaşıklığına sahiptir. Burada k , bir hizmet verme penceresinde yollanabilecek toplam paket sayısıdır ve M de giriş kuyruklarının sayısıdır. Simülasyon sonuçları SP ve M-SFQ algoritmaları sağlayamazken, M-TB algoritmasının sınıflandırılmış servisler için hem öncelik hem de adalet sağlayabildiğini doğrulamaktadır. Ayrıca, herhangi bir OLT-ONU (ONU'lar arası) DBA algoritmasını da bünyesinde barındırabilir.

2.6.3.12. Hassas Zamanlama

(Chen ve diğ., 2006) tarafından yukarı akış bant genişliği tahsisatı için, OLT'de bir ONU'lar arası zamanlayıcı ve her ONU'da ONU içi zamanlayıcı barındıran bir hassas zamanlama algoritması önerilmektedir. ONU'lar arası zamanlamada, yukarı akış bant

genişliğini adil bir şekilde tahsis etmek ve yukarı akış bant genişliği kullanımını optimize etmek için yeni bir DBA algoritması önerilmiştir. Sadece her ONU'daki tamponlanan veri boyutunu raporlayan diğer çoğu DBA algoritmalarının aksine, önerilen DBA algoritması her ONU'nun REPORT mesajları için iki adet istek yollamasına izin verir: maksimum pencere boyutu ve minimum (veya garanti edilen) pencere boyutu. Bir döngüdeki tüm REPORT mesajları alındıktan sonra, bant genişliği tahsisatı gerçekleşir. Her ONU'ya aşağıdaki adalet kıstaslarına göre bant genişliği tahsis edilir: (1) minimum bant genişliği talebi her zaman garanti edilir; (2) Fazlalık bant genişliği ağırlığına göre bir birime (bir ONU veya bir kuyruk) tahsis edilir; (3) Bir birime hiçbir zaman maksimum bant genişliği talebinden daha büyük bir tahsisat yapılmaz. ONU'lar arası zamanlayıcıya ilave olarak yeni bir hiyerarşik ONU için zamanlayıcı da önerilmiştir. Bu önerinin amacı sınıflar arası için M-TB algoritmasını (Chen ve diğ., 2006) ve sınıf içi için düzeltilmiş başlangıç zamanı adil kuyruklama algoritmalarını (Chen ve diğ., 2005) bir araya getirerek her bir bireysel kullanıcının trafiği için QoS'u destekleyecek hassas parçalamayı gerçekleştirmektir. Simülasyon sonuçları önerilen kapsamlı zamanlama algoritmasının, her bir uç kullanıcının çoklu ortam trafiği iletimi için paket gecikmesi ve ağ yükü cinsinden performans gereksinimlerini sağladığını göstermektedir.

2.6.3.13. Acil Durum Yönetimi İçin Öncelik Tabanlı Dinamik Bant Genişliği Tahsisatı

(Moon, 2008)'da ağdaki acil durumlardaki DBA problemleri üzerinden çalışılmış ve öncelik tabanlı DBA'nın, sadece ağdaki acil durumlar oluştuğunda kullanılması gerektiği konusu tartışılmıştır. Ağın durumu iki farklı durum olarak sınıflandırılmaktadır: normal durum ve acil durum. Normal durum için, (Son ve diğ., 2004)'de önerilen DBA algoritması benimsenmiştir ve her ONU'nun ağırlığını göz önünde bulunduracak şekilde bir miktar genişletilmiştir. Acil durum için, öncelikli olmayan ONU'ları hizmetsiz kalmaktan önleme yöntemleriyle birbirinden farklılaşan üç adet öncelik tabanlı DBA algoritması önerilmiştir. İlk algoritmada, öncelikli olmayan ONU'ların hizmetsiz kalmaktan korunması yoktur. Bu yüzden, sadece tüm öncelikli ONU'ların isteklerine hizmet verildikten sonra öncelikli olmayan ONU'lara hizmet verilebilir. İkinci algoritmada öncelikli olmayan ONU'ları hizmetsiz kalmaktan korumak için bir sayaç kullanılmaktadır. Bu yüzden, öncelikli olmayan ONU'lara, yüksek öncelikli ONU'lara belirli bir sayının üzerinde (örneğin α kere) hizmet verildikten sonra öncelikli

olmayan ONU'lara hizmet verilebilir. Aynı zamanda, öncelikli olmayan ONU'lara belirli bir sayının üzerinde (örneğin β kere) hizmet verildikten sonra öncelikli ONU'lara hizmet verilmeye devam edilir. Üçüncü algoritmada, öncelikli olmayan ONU'ları hizmetsiz kalmaktan korumak için OLT bir çağırma sıralama tablosu tutar. Simülasyon sonuçları ve analitik sonuçlar önerilen DBA algoritmalarının paket gecikmesi ve bant genişliği açısından etkili bir şekilde çalıştığını ve daha geleneksel olan ağırlıklı çevrimsel sıralı tabanlı algoritmalara göre daha katı QoS gereksinimlerini sağlayabildiğini göstermektedir.

2.6.3.14. Etkili Çoklu Gönderim Trafik Paylaşımını Kullanarak Adil Bant Genişliği Tahsisatı

(Kim ve Diğ., 2008) tarafından adil bir bant genişliği tahsisat algoritması önerilmiş ve paylaşım tabanlı orantılı bant genişliği tahsisatı (S-PBA) adını almıştır. Bu algoritmanın amacı bir TDM-PON'un aşağı akış yönünde çoklu gönderim servislerini etkili bir şekilde destekleyebilmektir. Trafik tipinden bağımsız olarak bir ONU'ya adil miktarda aşağı akış bant genişliği ve yüksek ağ yükü sağlayabilmek için S-PBA mekanizması tekli gönderim zaman yuvalarının miktarını, trafik paylaşım yoğunluğuna ve çoklu gönderim trafik yük dağılımına dayanarak karar verilen etkili bir çoklu gönderim trafik paylaşım yöntemi kullanarak düzenler. S-PBA mekanizmasında, bir iletim döngüsünde üç tip zaman yuvası bulunmaktadır: gerçek zamanlı sabit bit hızlı (CBR) trafiğine yönelik statik bant genişliğine sahip ONU'lara sağlanan statik zaman yuvası; çoklu gönderim trafiğini iletme için bir çoklu gönderim zaman yuvası ve tekli gönderim trafiğinin iletilmesi için ONU kuyruklarına atanan tekli gönderim zaman yuvaları. Her döngüde, OLT'deki kontrol mekanizması bant genişliklerini sırasıyla zaman yuvalarının statik servis kuyruklarına ve tek kopya yayımlamaya (SCB portu) tahsis eder. Daha sonra arda kalan tekli gönderim zaman yuvası bant genişliği her ONU kuyruğuna minimum bir adil bant genişliği garanti edebilmek için ONU kuyrukları arasında dağıtılır. Çoklu gönderim uygulamalarının bant genişliğini tek başlarına işgal etmesini önlemek amacıyla, trafiğin tıklandığı durumlarda katı QoS gereksinimlerine sahip önemli tekli gönderim uygulamalarına garanti sağlanırken, çoklu gönderim trafiğinin bant genişliği üzerinde bir sınırlandırılmaya ihtiyaç vardır. Analitik sonuçlar ve simülasyon sonuçları önerilen S-PBA algoritmasının etkisini doğrulamaktadır.

2.6.3.15. QoS Koruması için Giriş Denetimi

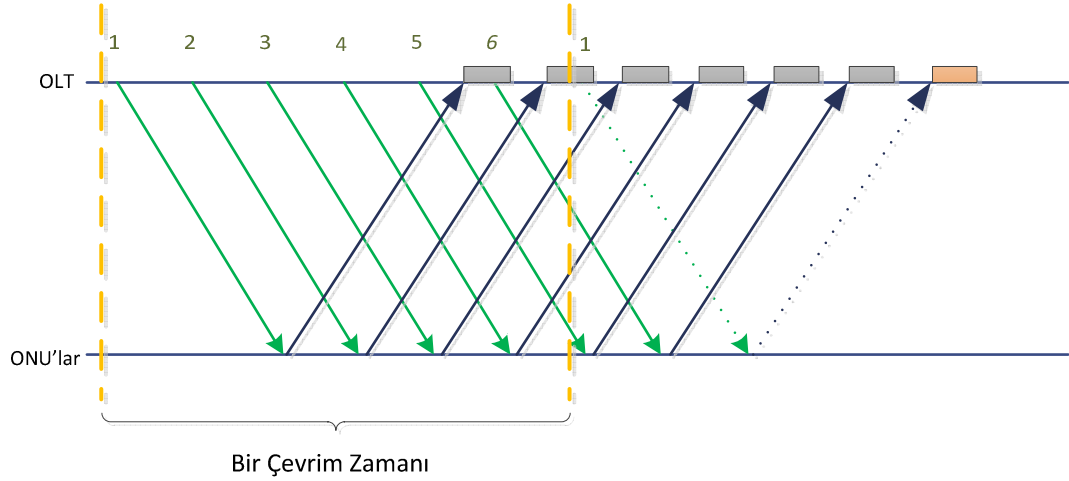
(Dhaini ve diğ., 2007) ve (Assi ve diğ., 2007) tarafından iki aşamalı giriş denetimi sistemi kullanan EPON'larda akış başına QoS koruması önerilmektedir. Bu giriş denetimi kontrol sisteminde toplam döngü, iki ana döngü olmak üzere bölünür: biri gerçek zamanlı trafik için ve diğeri de en iyi çaba trafiği için. Gerçek zamanlı trafik için, her ONU'ya minimum bant genişliği garanti edilir ve maksimum bant genişliği değerine kadar tahsis yapılabilir. Bu yüzden, ilgili döngü iki adet alt döngüye bölünebilir: T_1 ve T_2 . OLT, her bir ONU'dan kontrolü altında olan T_1 'de, her ONU için garanti edilen minimum bant genişliğini tahsis eder. T_2 'nin bant genişliği OLT'nin kontrolü altındadır. Sistem iki aşamalı giriş denetimi mekanizması kullanır: her ONU'da yerel bir giriş denetimi (LAC) mekanizması ve OLT'de global bir giriş denetimi (GAC) mekanizması. İlk aşama her ONU'nun bant genişliğinin uygunluğuna göre akış giriş denetimini yerel olarak yapmasına izin verir. İlk aşamada, bir ONU yeni gelen akışın bant genişliği talebine ve kendisinin bant genişliğinin uygunluğuna göre yerel olarak akış giriş denetimini yürütebilir ve en iyi çaba trafik her zaman kabul edilir. Gerçek zamanlı trafik akışı için, akışa bant genişliği kullanım durumuna göre şartlı olarak izin verilir ve önceden tanımlı sayıda döngü boyunca QoS durumu izlenir. Eğer yeni izin verilen akışın QoS durumu mevcut akışların QoS durumlarını etkilemeden karşılanabiliyorsa, o zaman akışa izin verilir. Aksi halde bu akış düşürülecektir. Eğer bir ONU'da, bant genişliği yetersizliği yüzünden bir akışa izin verilemezse, ONU bu yeni akışın varışını OLT'ye raporlayacaktır. OLT bu yeni akışa ancak T_2 'de uygun bant genişliği varsa ve ONU maksimum bant genişliğinden daha fazla bir bant genişliğini tahsis etmemişse izin verecektir. Minimum garanti edilen bant genişliği her bir ONU'nun kontrolü altında olmasına rağmen farklı ONU'ların zamanlaması, yukarı akış kanalında çakışmaları önlemek amacıyla halen merkezi olarak OLT'de yapılmaktadır. Giriş denetimi mekanizmasını desteklemek için, hem bant genişliği tahsisatını hem de rezervasyonunu aynı anda gerçekleştiren melez bir DBA algoritması da önerilmiştir. Simülasyon sonuçları önerilen giriş denetimi sisteminin hem gerçek zamanlı hem de en iyi çaba trafiğine QoS sağlamakta iyi bir performans gösterdiğini doğrulamaktadır.

3. MALZEME VE YÖNTEM

3.1 ÇALIŞMALARDA KULLANILAN DİNAMİK BANT GENİŞLİĞİ TAHSİSATI ALGORİTMALARI

EPON için geliştirilen birçok dinamik bant genişliği tahsisatı yöntemi mevcuttur. Bunlardan ilki olarak sayabileceğimiz yöntem (Kramer ve diğ. 2002b) tarafından ortaya atılan IPACT yöntemidir. Geliştirilen bu yöntemde beş değişik çalışma biçimi tanımlanmıştır. Bu yöntemler arasından en iyi model, maksimum pencere limiti uygulamalı yaklaşımdır. IPACT yönteminde OLT, ONU'lara sıralı bir şekilde bir sonraki ONU'dan cevap almayı beklemeksizin GATE mesajı göndermektedir. Bu özellik, OLT'nin yukarı akım yönünde maksimum kullanım yapmasını sağlar. Lakin ONU'lardan bir tanesi kuyruğunda uzun bir paket kümesi bekletiyorsa, bu yukarı akış yönündeki kanalı uzunca bir zaman meşgul edebilir. Bu durumda diğer ONU'ların bant genişliği ihtiyacı karşılanamaz ve adil olmayan bir şekilde davranılmış olurlar. Bu nedenle IPACT'te bir ONU'nun bir çevrimde kullanabileceği maksimum bant genişliği miktarı için maksimum pencere boyutu kullanılması düşünülmüştür.

IPACT türevi algoritmalar çevrimiçi DBA yöntemi olarak isimlendirilirler. Çevrimiçi denmesinin nedeni algoritmanın işleyişinde bir duraksamaya veya engellemeye sahip olmamalarıdır. Çevrimiçi modelde sıradaki ONU daima sırası geldiğinde düzenli olarak hizmet alır. Çevrimiçi yapıda bu sayede ihtiyaç olduğu müddetçe hat, hiçbir zaman boş bırakılmamış olur. Şekil 3.1'de çevrimiçi DBA yöntemi için örnek bir paket akış grafiği verilmiştir. OLT'den ONU'lara sırası ile giden hizmet bilgilerine göre ONU'lar, sırayı bozmaksızın paketlerini kendilerine verilen çerçeve boyutunca iletmektedir.



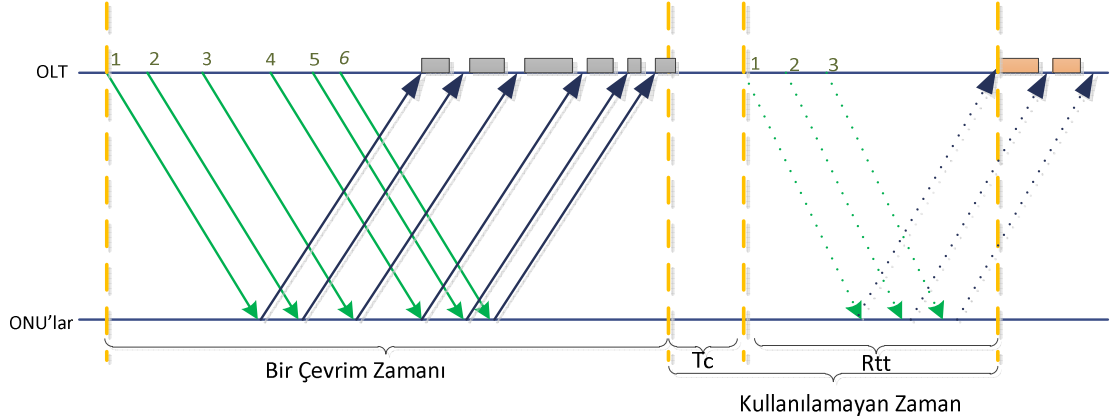
Şekil 3.1: Online DBA Algoritmasında Yukarı Akım Kanalı Tahsisatı

IPACT algoritmasındaki problem, bir çevrimde boşta kalan kapasiteyi aşırı yoğun ONU'lar arasında paylaştıramamasıdır. Eğer maksimum pencere boyutu arttırılırsa, bu bir sonraki çevrimde gönderilecek olan paketlerin, ONU'ların yerel tampon belleklerinde daha uzun beklemesine neden olacaktır. Diğer taraftan eğer pencere boyutu azaltılırsa, daha fazla GATE ve REPORT mesajlarının gönderilmesine, bu da ekstra ek yüke neden olacaktır.

Aşırı yüklü ONU'lara bant genişliğini adil olarak dağıtmak için, farklı bir yaklaşımla DBA algoritmaları geliştirilmiştir. Bu algoritma çeşidi "Interleaved Polling with Stop" (Ayrıca çevrimdışı DBA olarak da bilinir. Tezin bundan sonraki kısımlarında kısaca oDBA olarak isimlendirilecektir.) yöntemidir. oDBA algoritmasında, OLT bütün ONU'lardan bir çevrim boyunca gelecek rapor mesajlarını bekler. OLT daha sonra her ONU'ya GATE mesajlarını bir sonraki çevrim tahsisatı için gönderir. Böyle yaparak, OLT ONU'lara hizmet vermeye başlamadan önce bütün ONU'lardan gelen bant genişliği taleplerini edinmiş olur. Bu sayede OLT bir çevrimdeki fazlalık bant genişliğini aşırı yüklü ONU'lara adil şekilde dağıtabilmektedir. Buna rağmen, oDBA yukarı akış yönündeki kanalda boş zaman dilimleri oluşturur. Bu zaman dilimleri hesaplama için geçen zaman ve OLT ile ONU'lar arasındaki gidiş geliş zamanının(Round Trip Time - RTT) toplamı kadardır (Bütün ONU'ların aynı RTT değerine sahip olduğu varsayılmıştır.).

$$T_{idle} = RTT + \text{Computation Time} \quad (3.1)$$

Şekil 3.2’de offline DBA yöntemlerinin genel çalışma yapısı gösterilmiştir. OLT sırasıyla ONU’lara hizmet verdikten sonra tüm cevapları işlemek için gereken T_c zamanı kadar bir hizmet bilgisi (GATE) gönderemez. Yukarı akım kanalının OLT tarafında tekrar kullanıma geçmesi, ilk ONU’ya verilen hizmete ONU’nun cevabının OLT’ye erişme süresi kadar sonra gerçekleşir.



Şekil 3.2: Offline DBA Algoritmasında Yukarı Akım Kanalı Tahsisatı

oDBA algoritması bir çevrimdeki bütün bant genişliği taleplerini toplar. Bir çevrimde hafif ve aşırı yüklü ONU’lar olabilir. Fazlalık bant genişliği dağıtma (Excess Bandwidth Distribution-EBD) mekanizması az yüklü ONU’lardan topladığı fazlalık bant genişliğini aşırı yüklü ONU’lara dağıtır. Formül 3.2’de EBD’nin N ONU için bir ONU’ya vereceği minimum bant genişliği miktarı gösterilmektedir. ($i = 1, 2, \dots, N$)

$$B_i^{MIN} = \frac{(T_{cycle} - N \times T_g)}{8 \times N} \times R \quad (3.2)$$

T_{cycle} çevrim zamanı T_g Koruma zamanı’nı göstermekteyken, i . ONU’ya verilecek bant genişliği B_i^g Formül 3.3’teki gibi hesaplanır.

$$B_i^g = \begin{cases} R_i & \text{if } R_i < B_i^{MIN} \\ B_i^{MIN} & \text{if } R_i \geq B_i^{MIN} \end{cases} \quad (3.3)$$

R_i ; ONU_i tarafından talep edilen bant genişliğini göstermek üzere, bu çevrimdeki atanmayan fazlalık bant genişliğinin, aşırı yoğun ONU’lara adil dağıtılması aşağıdaki

formülde gösterildiği gibi gerçekleştirilir. B_i^{EXCESS} ONU_i'ye atanmış fazlalık bant genişliğini gösterir. K aşırı yoğun ONU sayısını ifade eder.

$$B_i^{EXCESS} = \frac{B_{total}^{EXCESS} \times R_i}{\sum_{k \in K} R_k} \quad (3.4)$$

$$B_i^g = B_i^{MIN} + B_i^{EXCESS} \quad (3.5)$$

Daha önceki bazı çalışmalar boş zaman periyodunu doldurmayı amaçlamıştır. (Assi ve diğ. 2003)'deki çalışmada, boş zaman periyodunu bütün ONU'lardan gelecek rapor mesajlarını beklemeden hafif yüklü ONU'ları zamanlayarak kullanmayı amaçlayan bir algoritma geliştirmiştir. Bunu yapmalarındaki amaç hafif yüklü ONU'ların fazlalık bant genişliği dağıtımının hesaplanmasına ihtiyaç duymamalarıdır. Bu ONU'lar doğrudan boş zaman periyodunda zamanlanabilir ve bunlardan elde edilecek fazlalık bant genişliği daha sonra yüksek yoğunluklu ONU'lara dağıtım için toplanabilir. Bu yaklaşım düşük yoğunluklarda işlem hacmini artırmak açısından avantajlıdır. Eğer bütün ONU'lar aşırı yüklüyse serbest zaman periyodu yine boşa harcanacaktır. (Zheng, 2005)'de bu algoritmanın daha geliştirilmiş bir sürümü gerçekleşmiştir. Bu çalışmada, eğer bir çevrimde hiç hafif yüklü ONU oluşmuyorsa aşırı yüklü ONU'lardan bir tanesi boş zaman periyodunu kullanmaktadır. Ayrıca (Nguyen ve diğ., 2009)'da aşırı yüklü durumlarda, boş zaman periyodunu kullanabilmek için bir başka çalışma gerçekleştirilmiştir. Bu çalışma önceki iki çalışmadaki gibi erken rezervasyonlu bir yaklaşım içermemektedir. Aksine, OLT gelen bant genişliği taleplerine göre ek bir bant genişliği tahsisatı yaparak boş zaman periyodunu kullanmaktadır.

Yukarıda bahsedilen yöntemler offline DBA algoritmasındaki boş zaman periyodu problemini gidermek için geliştirilmişlerdir. Bu algoritmalar ONU'ların hizmet alım sırasını değiştirdikleri için paket varış zamanlarında ek değişime (Packet Delay Variation - PDV) neden olmaktadır. (Nguyen ve Diğ 2009) ve (Zheng, 2006)'de anlatılan algoritmalar çalışmaları için ek GATE, REPORT mesajlaşmasına ihtiyaç duymaktadır ki bu durum yukarı ve aşağı akım yönlerindeki trafikte daha fazla ek yük taşınması anlamına gelmektedir.

ONU'ların tampon belleklerinde bekleyen paketlerin hizmet alma gecikmesini düşürmek için kullanılan bir başka yöntem de kuyruk boyutu tahmin etme yaklaşımıdır. Bir ONU kendisinin bir sonraki çevrimde kuyruğa alacağı paket miktarını tahmin etmesi sureti ile bant genişliği talebini önceden verecek ve bu arada gelecek paketlerin bir sonraki çevrim için beklemlerini engellemiş olacaktır (Byun ve diğ. 2003, Ansari 2005b). Ne yazık ki yerel ağ trafiğinin düzensiz doğası gereği erken tahmin yönteminin başarısız olma durumunda verilen gereksiz bant genişliği diğer ONU'lardaki paketlerin daha fazla beklemesine bu da sistemin genelindeki gecikme miktarının artmasına neden olacaktır.

(Mcgarrry ve diğ. 2004)'deki çalışma EPON üzerindeki DBA algoritmalarının geniş bir özetini içermektedir. Tahsisat boyutlandırmasına göre literatürde iki ana yaklaşım mevcuttur; Online DBA (Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time Approaches) ve Offline DBA (Interleaved Polling with Stop). Online DBA algoritmaları bant genişliği kullanımı açısından daha iyi sonuçlar vermektedir çünkü bu algoritmaların bant genişliğinin tamamını boş zaman periyotları bırakmadan kullanabilme özelliği vardır. "gated" Online DBA yöntemi bant genişliğini ONU'lara paylaşırması açısından adil değildir. Aşırı yüklenmiş bir ONU yukarı yönde akım kanalını tekel altında tutar bu hafif yüklü ONU'ların daha uzun bekleme değerlerine ulaşmasına neden olur. Sınırlandırılmış yöntem tekel problemini maksimum pencere kullanarak çözmeyi amaçlar. Maksimum pencere sınırı bir ONU'nun bir çevrimde alabileceği maksimum bant genişliği miktarını sınırlandırır. Bu durumda aşırı yüklenmiş ONU'lardaki fazlalık yük bir sonraki çevrimi beklemek durumundadır. Buna karşın çevrimdışı DBA yaklaşımlarında aşırı yüklenmiş ONU'lar arasında adil bir tahsisat sağlanır. Fakat bu yöntem toplam bant genişliği kullanımını düşüren boş zaman problemini getirmektedir. Boş zaman problemini çözmek için birçok çalışma gerçekleştirilmiştir. Bu yöntemler yukarı yöndeki akımda bant genişliği kullanımını arttırmasına karşın, yukarıda belirtilen dezavantajlara sahiplerdir.

Tezin sonraki bölümünde açıklanacak olan DBA algoritması, çevrimiçi ve çevrimdışı DBA algoritmaları arasında bir ara çözümün daha önce geliştirilmemiş olmasından esinlenerek geliştirilmiştir. Yapılan çalışmada çevrimiçi ve çevrimdışı DBA yaklaşımları arasında ikisinin avantajlı yönlerini kullanan, bant genişliği kullanımını

maksimum seviyeye çıkararak ONU'lar arasında adil bir tahsisat dağıtımı yapan ara bir çözümün geliştirmek amaçlanmıştır. Bu amaçla çevrimiçi ve çevrimdışı kipler arasında dinamik geçiş yapan, bir hizmet boyutlandırma yaklaşımı ortaya atılmıştır. Çevrimdışı kipte tam çevrim sonucu hesaplama yapmak yerine yarı çevrim zamanında hesaplama yapılmaktadır. Bu sayede OLT'nin GATE mesajlarını göndermek için yaptığı hesaplamada oluşan boş zaman periyodu problemi aşılmış olmaktadır.

3.2. YARI ÇEVİRİMLİ DİNAMİK BANT GENİŞLİĞİ TAHSİSATI ALGORİTMASI (HALF CYCLING DYNAMIC BANDWIDTH ALLOCATION ALGORITHM - hcDBA)

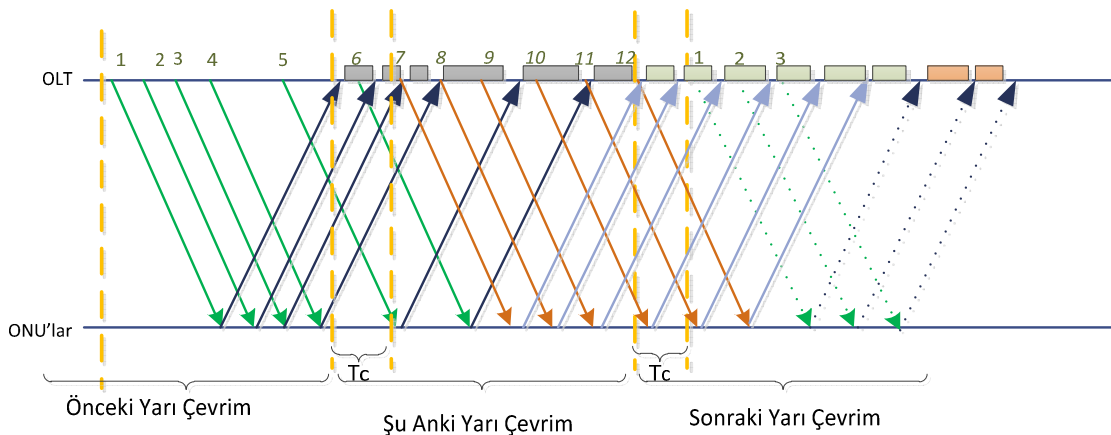
Bu bölümde EPON için “Interleaved Polling with Stop” yöntemine dayanan ve yukarı yönde akış kanalındaki iletimin kontrolü için farklı bir çevrim zamanlaması kullanan bir DBA algoritması anlatılacaktır. Geliştirilen algoritma “Half Cycling Dynamic Bandwidth Allocation Algorithm” olarak isimlendirilmiş ve tez boyunca “hcDBA” kısaltması ile tanımlanmıştır (Turna ve diğ., 2010).

hcDBA algoritması yukarı akış yönündeki yoğunluğa göre iki kipte çalışmaktadır. Düşük yoğunluklarda algoritma IPACT'a benzer şekilde çalışan çevrimiçi DBA kipine geçmekte yüksek yoğunluklarda ise çevrimdışı DBA kipine geçmektedir. Çalışma kipi OLT'ye REPORT mesajları ile iletilen yukarı yönde iletim kanalı için bant genişliği taleplerine göre dinamik olarak gerçekleştirilmektedir.

Çevrimdışı DBA yönteminde, eğer OLT bant genişliği taleplerini boş zaman periyodunun başlamasından “hesaplama zamanı + RTT zamanı” kadar önce bilebilmiş olsa GATE mesajlarını yukarı akım kanalında boş zaman problemi oluşmayacak şekilde gönderebilir. hcDBA yönteminde eğer OLT ONU'ların yarısından fazlasından REPORT mesajı almış ise tüm ONU'lardan REPORT mesajı almayı beklemeksizin ONU'ların yarısı için bant genişliği tahsisatı hesabını yapıp GATE mesajlarını gönderir. Eğer ONU'ların yarısından fazlasından REPORT mesajı gelmemişse OLT doğrudan sıradaki ONU'ya GATE mesajı gönderir. Bu durumda OLT online DBA kipinde çalışıyor durumdadır ve bu durum rapor alınan ONU'ların sayısı, toplamın yarısından fazla oluncaya dek devam eder. Rapor gönderen ONU sayısı toplamın yarısından fazla

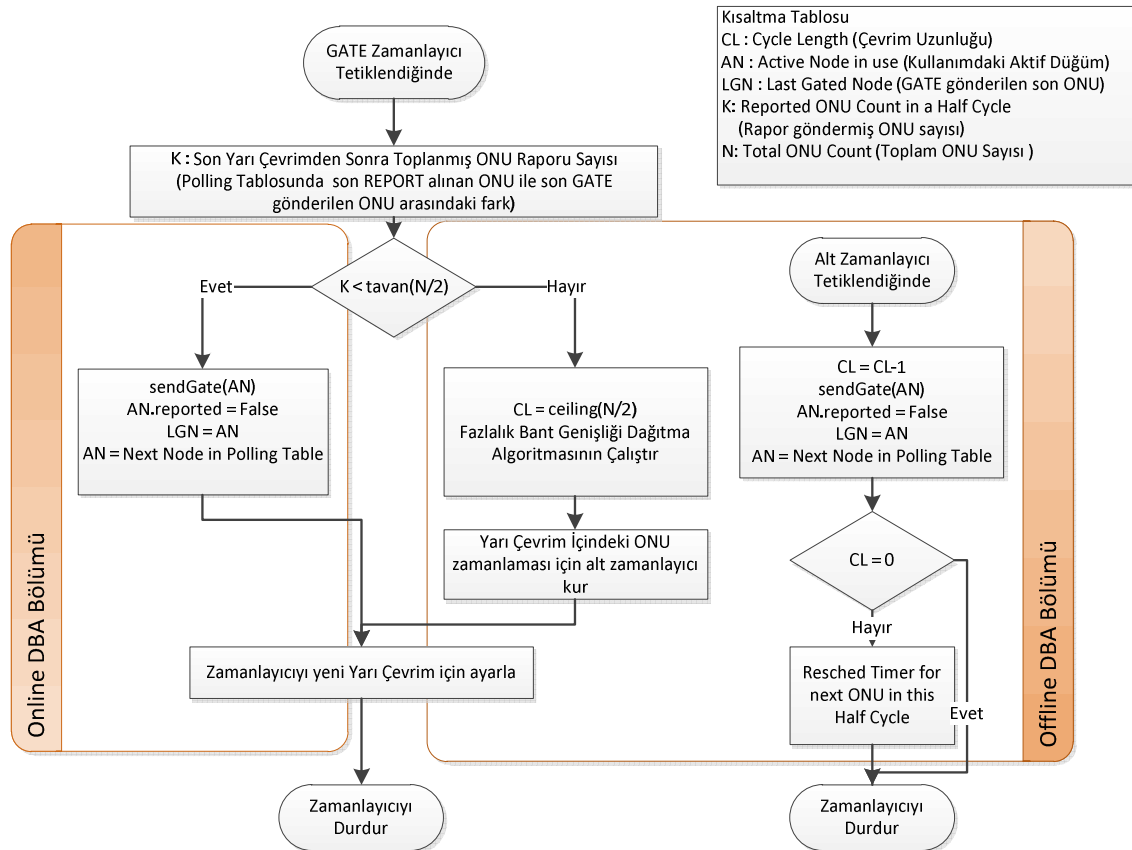
olduğu durumda, OLT tekrar offline DBA çalışma kipine geçer ve yarı çevrim sürelerinde bant genişliği dağıtımını gerçekleştirir. OLT yeterli miktarda rapor mesajı toplayamadığı durumlarda tekrar çevrimiçi DBA kipine geçmektedir. Eğer ONU'lar için zaman yuvaları çok kısaysa bu yukarı akım kanalının az yoğun olduğunu gösterir. Bu sayede çevrimiçi kipte adil bant genişliği dağıtımını dikkate alınmak zorunda kalınmaz. Çünkü yoğunluk düşük olduğu durumda bir çevrim zamanı istenilen çevrim zaman limitinden aşağıda olacaktır. Bu sayede çevrimiçi kipteki maksimum pencere boyutu IPACT(Sınırlandırılmış)'dekinden daha büyük bir değer seçilebilir. Eğer çevrim zamanı uzayacak olursa, algoritma offline DBA kipine geçerek bant genişliği dağıtımını adil bir şekilde gerçeklenmesini sağlayacaktır. Aşırı yüklü bir ONU'nun sisteme IPACT'deki gibi hakim olması engellenirken aynı zamanda sistemin boş olması durumunda aşırı yüklü ONU'nun daha fazla kaynak kullanmasına imkân verilmiş olur.

Şekil 3.3'te hcDBA algoritmasının 12 ONU'lu bir sistemdeki offline bölümünün çalışması gösterilmiştir. Burada her yarı çevrim zamanı sistemdeki aktif ONU sayısının yarısına hizmet verilecek zaman kadardır. Değişken olabilmekle birlikte ardışık iki yarı çevrim zamanının toplamı, maksimum çevrim zamanı sınırını geçemez. Şekilde görüldüğü üzere her yarı çevrim zamanı sonunda hesaplama için geçen süre ve bundan sonraki RTT zamanı kadar sistem bol kalmamaktadır. Bir yarı çevrimdeki ONU'lar hizmet alırken diğer ONU'lar için normal zamanlama süreci devam edebilmektedir. Dönüşümlü olarak yarı çevrimlerin birbirini takip etmesi sonucu boşta bekleme zamanı hiç oluşturulmayan bir zamanlama sağlanmış olur.



Şekil 3.3: hcDBA Algoritmasının Offline Bölümüyle Yukarı Akım Kanalı Tahsisatı

hcDBA, EPON standardındaki MPCP mesajlaşma yönteminde herhangi bir değişikliğe ve ONU tarafında herhangi bir düzenlemeye ihtiyaç duymamaktadır. hcDBA algoritması sadece OLT'deki kuyruklama mekanizmasını değiştirmektedir. Algoritmanın çalışma mantığı iki başlık altında açıklanmaktadır. Öncelikle GATE zamanlayıcısının süre dolma fonksiyonunun (expire function) çalışma mantığı özetlenecektir, ikinci olarak fazlalık bant genişliği dağıtım ("Excess Bandwidth Distribution" – EBD) algoritması aktarılacaktır. GATE zamanlayıcısı OLT'de GATE mesajlarının üretilmesinden sorumludur. GATE zamanlayıcısı, süresinin her doluşunda yeni GATE mesajları için parametreleri hesaplayıp hazır eder. GATE zamanlayıcısının süre dolum fonksiyonunun akış diyagramı Şekil 3.4'te verilmiş ve aşağıda adım adım açıklanmıştır.



Şekil 3.4: OLT içerisindeki GATE Zamanlayıcısının Akış Şeması

- N ; PON yapısındaki ONU sayısını göstermektedir. GATE zamanlayıcısı öncelikle OLT'deki sıralama tablosunu kontrol ederek rapor göndermiş ONU sayısını hesaplar (K). K değeri sıralama tablosundaki rapor mesajı

göndermiş alanı kontrol edilerek hesaplanır. Eğer K değeri ONU'ların yarısından fazlaysa o zaman zamanlayıcı offline DBA çalışma kipine geçer ve EBD algoritmasını, sıradaki ONU'lar için çalıştırır. Diğer koşulda hcDBA algoritması IPACT gibi online DBA kipinde çalışır.

- Offline DBA çalışma kipinde zamanlayıcı yarı çevrim parametrelerini düzenlemeli ve bir sonraki süre dolum zamanını, boş zaman başlangıcından boş zaman süresi kadar önce zamanlamalıdır. CL (Cycle Length) bu yarı çevrimde hizmet alacak ONU'ların sayısını tutan bir değişkendir. Offline DBA kipinin başlangıcında CL , $N/2$ 'ye ayarlanır. EBD algoritması çalıştırılır. Yarı çevrim boyunca ONU'lara GATE mesajları gönderecek bir alt zamanlayıcı tetiklenir ve ana zamanlayıcı yarı çevrimin bitiminden T idle zaman kadar önceye zamanlanır.
- Alt zamanlayıcının her tetiklenmesinde CL değeri düşürülür ve sıralama tablosundaki bir sonraki ONU için GATE mesajı gönderilir ve sıralama kaydında ONU için rapor alındı bilgisi iptal edilir. Bu bilgi, ilgili ONU'dan tekrar rapor mesajı alındığında işaretlenecektir. LGN (Last Gated Node), sıralama tablosundaki AN (Active Node) değerine ayarlanır. AN 'de sıralama tablosundaki bir sonraki ONU'ya ayarlanır. Daha sonra CL değeri kontrol edilir. Eğer sıfırsa bu yarı çevrimin bittiğini gösterir ve alt zamanlayıcı durdurulur. Aksi durumda alt zamanlayıcı yarı çevrimdeki bir sonraki ONU'ya GATE mesajı göndermek için tekrar zamanlanır.
- Online DBA kipinde, sıralama tablosundaki bir sonraki ONU'ya GATE mesajı gönderilir ve rapor bilgisi alınmadı şeklinde işaretlenir. LGN değeri güncellenir ve zamanlayıcı yeni bir yarı çevrim oluşma durumunu kontrol edecek şekilde tekrar zamanlanır. Bu durumda eğer tahsis edilen boyut, hesaplama zamanından daha kısa olacaksa zamanlayıcı bir sonraki adım için hemen çalışacak şekilde zamanlanır.

hcDBA algoritması, offline DBA algoritmalarına ek olarak, önceki çevrimde verilen ve talep edilen bant genişliği bilgilerine ihtiyaç duymaktadır. Bunun yanında hcDBA algoritması için son hizmet verilen ONU ve son rapor alınan ONU bilgilerinin anlık olarak takip edilmesi gerekmektedir. hcDBA'da ONU'ların servis alma sırası değişmemektedir. Bu sayede son hizmet alan ONU ve son rapor gönderen ONU sıralama tablosu üzerinden basitçe takip edilebilmektedir. Online DBA kısmı IPACT'nin sınırlandırılmış pencere yaklaşımıyla benzer çalışmaktadır. hcDBA'da pencere sınırı IPACT'dekinden daha büyük seçilebilmektedir. Çünkü online kipte yukarı yönde akım kanalı az yoğundur. Bu nedenle sıradaki ONU'ya hizmet verirken daha büyük bir pencere boyutu vermeyi düşünebiliriz. Kanal az yoğun iken bir ONU'ya büyük boyutta hizmet verilmesi diğer ONU'lar açısından adil olmayan bir durum oluşturmaz. Çünkü diğer ONU'lar ilgili çevrimde talep ettikleri bant genişliğine sahip olabileceklerdir. Eğer aşırı yoğun düğümlerin sayısı yüksek bir değere ulaşırsa ONU'lara talep ettikleri miktarda bant genişliğini vermek adilliği bozabilir. Bu gibi durumda OLT offline kipe geçerek fazlalık bant genişliğini yüksek yoğunluklu ONU'lara dengeli şekilde dağıtmalıdır.

Algoritma, son GATE mesajı gönderilen ONU'dan, GATE zamanlayıcısının süre dolum zamanına kadar toplanan rapor mesajı gönderilmiş ONU sayısına göre online ve offline kipler arasında geçiş yapmaktadır. Bu parametre çevrim zamanına, ONU'ların talep ettiği pencere boyutlarına ve RTT değerlerine bağlıdır. Eğer ONU'ların yarısının talep etmiş olduğu pencere boyutları çok düşükse bunlar RTT zamanından az bir sürede hizmet alabilirler. Bu yüzden GATE zamanlayıcısının süresi dolduğunda eğer hizmet verilen pencere boyutu RTT değerinden büyük değilse OLT bir yarı çevrim hesabı için yetecek kadar rapor mesajı toplayamaz.

Algoritmamızda dikkat edilmesi gereken ana konu offline kipteki EBD'dir. hcDBA offline DBA algoritmalarındaki EBD'ye benzer bir yaklaşım kullanmaktadır. Farklı olarak hcDBA'da OLT, EBD prosedürünü bütün liste için değil, rapor göndermiş (K) ONU için gerçeklemektedir. ($N-K$) Düğüm için OLT henüz bant genişliği taleplerini almamıştır. Eğer OLT fazlalık bant genişliği dağıtımını K tane rapor bilgisine göre yaparsa bant genişliği dağıtımında yanlış karar verebilir. Bu da ONU'ların tam bir çevrimde alacakları fazlalık bant genişliğinde adaletsiz bir dağılıma neden olabilir.

Böyle bir durumda hizmet alan iki yarı çevrimdeki ONU kümeleri arasında bir adaletsizlik oluşabilir. Bu nedenden ötürü hcDBA algoritmasında fazlalık bant genişliği dağıtımı $N/2$ düğüm için yapılırken algoritma, kararı sadece K adet rapor kullanarak gerçekleştirmez (her zaman $K \geq \lceil N/2 \rceil$). Ayrıca bir önceki çevrimden $N-K$ düğüm için (henüz rapor mesajı elimize ulaşmamış düğümler) talep edilen ve hizmet verilen değerlere de bakılır. Eğer bir önceki çevrimde talep edilen bant genişliği değeri fazlalık bant genişliğinden az ise, bu yarı çevrimde daha fazla bant genişliği kullanılabilir. Aksi takdirde fazlalık bant genişliği, bir sonraki yarı çevrimde adil olabilmek adına, bu yarı çevrimin durumu dikkate alınarak yapılır.

EBD algoritmasında ONU'lar rapor göndermiş ve rapor göndermemiş olarak iki grup şeklinde ele alınır. Algoritma bant genişliğini adil şekilde dağıtabilmek için tüm ONU'ların talep bilgilerine ihtiyaç duymaktadır. Henüz OLT'ye rapor mesajları ulaşmamış ONU'ların bilgileri bir önceki çevrimdeki veriler temel alınarak hesaplanır. Fazlalık bant genişliği dağıtılma algoritmasıyla ilgili detaylar aşağıda verilmiştir. Minimum bant genişliği oDBA'dakine benzer şekilde gerçekleştirilir.

$$B_i^{MIN} = \frac{(T_{cycle} - N \times T_g)}{8 \times N} \times R \quad (3.6)$$

Fazlalık bant genişliğinin hesabı oDBA yaklaşımından biraz farklıdır. Bir yarı çevrimdeki kullanılabilir fazlalık bant genişliği sadece o yarı çevrimdeki ONU taleplerine bakılarak yapılmamaktadır. PON sistemindeki tüm ONU'lara adil bir şekilde fazlalık bant genişliğinin dağıtılması için OLT ayrıca bir önceki yarı çevrimdeki ONU'ların bant genişliği taleplerini dikkate almaktadır. Bir yarı çevrimde hesaplanan fazlalık bant genişliğinin tamamı kullanılamayacağı için B^{USABLE} değeri B^{EXCESS} 'e göre hesaplanır. B^{EXCESS} değeri K adet rapor göndermiş ONU'nun fazlalık bant genişliği miktarı ve bir önceki çevrimden ($O: N-K$) adet rapor göndermemiş ONU'nun fazlalık bant genişliği değerlerinin toplamı şeklinde hesaplanır. Fazlalık bant genişliği değeri K ONU ve O ONU için aşağıdaki şekilde birbirinden ayrı şekilde hesaplanır.

$$B^{EXCESS} = B_K^{EXCESS} + B_O^{EXCESS} \quad (3.7)$$

$$B_K^{EXCESS} = \sum_{i=1}^K [B_i^{MIN} - B_i^{REQ}] \quad (B_i^{MIN} > B_i^{REQ}) \quad (3.8)$$

K ONU için kullanılmayan bant genişliği miktarı Formül 3.8’de verilmiştir.

$$B_O^{EXCESS} = \sum_{j=K}^N [B_j^{MIN} - B_j^{REQ}] \quad (B_j^{MIN} > B_j^{REQ}) \quad (3.9)$$

O ONU için kullanılmayan bant genişliği miktarı Formül 3.9’da verilmiştir.

B_K^{USABLE} ; K ONU için kullanılabilir toplam maksimum fazlalık bant genişliğini göstermektedir. Yarı çevrimin işlenmesinde bant genişliği düzenlemesi sadece $\lceil N/2 \rceil$ ONU için gerçekleşir. Bir yarı çevrimde EBD’nin K ONU’ya göre yapılmasına bakılmaksızın sadece $\lceil N/2 \rceil$ tane için dağıtım dikkate alınır. B_K^{USABLE} hesaplaması aşağıdaki şekilde yapılmaktadır.

$$B_K^{USABLE} = \begin{cases} B_K^{EXCESS} + B_L^{UNUSED} & \text{if } \frac{R_K^H}{R_K^H + R_O^H} \times B^{EXCESS} \geq B_K^{EXCESS} \\ \frac{R_K^H}{R_K^H + R_O^H} \times B^{EXCESS} + B_L^{UNUSED} & \text{if } \frac{R_K^H}{R_K^H + R_O^H} \times B^{EXCESS} < B_K^{EXCESS} \end{cases} \quad (3.10)$$

Burada B_L^{UNUSED} ; bir önceki talep edilen ek bant genişliği ve fazlalık bant genişliği değerlerine göre kullanılmayan fazlalık bant genişliğidir. (Bu hesaplama sıralama tablosunda her seferinde kontrol edilerek, gerçekleştirilmelidir. Çünkü online ve offline DBA kipleri arasında dinamik olarak geçiş yapılmaktadır. Bir önceki yarı çevrimle şu anki yarı çevrim arasında bazı ONU’lar online DBA kipinde hizmet almış olabilir. Eğer bant genişliği ihtiyacı fazlalık bant genişliği miktarını aşarsa, sıfır olarak kabul edilecektir.) R_K^H ; K ONU içerisinde aşırı yüklü ONU’ların toplam bant genişliğini R_O^H kalan O adet ONU’daki aşırı yüklü ONU’ların toplam bant genişliği talebini temsil etmektedir. Eğer K düğüm için fazlalık bant genişliği miktarı K düğüm için toplam fazlalık bant genişliği içerisindeki porsiyonundan küçük ise, (bu işlenen yarı çevrimdeki

ONU'ların aşırı yüklenmiş olduğunu göstermektedir.) algoritma tüm fazlalık bant genişliğini K ONU için kullanılabilir olarak işaretler. Eğer aksi şekilde sonuçlanırsa, bu durum önceki yarı çevrimdeki ONU'ların aşırı yüklü olduğunu göstermektedir. Bu durumda algoritma fazlalık bant genişliğini şu anki yarı çevrime atarken, PON sistemindeki tüm ONU'ların ihtiyaçlarını gözetererek gerçekler. Bu sayede bir önceki yarı çevrimdeki ONU'ların bir sonraki yarı çevrimde daha fazla fazlalık bant genişliğine sahip olmasına olanak sağlanır. Ayrıca eğer önceki yarı çevrimde $N/2$ ONU için kullanılmayan fazlalık bant genişliği var ise, bu kullanılmayan değer de fazlalık bant genişliği miktarına eklenir. Bu hesapların birleştirilmesi sonunda hcDBA algoritması, birbirini takip eden yarı çevrimler boyunca adil bir dağılımı garanti etmeye çalışır.

B_K^{USABLE} 'ın hesaplanmasının ardından her yarı çevrim için bant genişliği ataması aşağıdaki gibi hesaplanır.

$$B_i^g = \begin{cases} R_i & \text{if } R_i \leq B_i^{MIN} \\ R_i & \text{if } R_i > B_i^{MIN} \wedge B_K^{USABLE} \geq (R_K^H - B_i^{MIN} \times K) \\ B_i^{MIN} + \frac{R_i}{R_K^H} \times B_K^{USABLE} & \text{if } R_i > B_i^{MIN} \wedge B_K^{USABLE} < (R_K^H - B_i^{MIN} \times K) \end{cases} \quad (3.11)$$

3.3. hcDBA ALGORİTMASININ ERKEN TAHMİN YÖNTEMİ İLE İYİLEŞTİRİLMESİ

Bu bölümde, bir önceki bölümde anlatılan hcDBA algoritmasının erken tahmin mekanizması ile iyileştirilmesine dair bir yaklaşım sunulmaktadır. hcDBA algoritması tamamen OLT üzerinde çalışan ve ONU'lar üzerinde var olan paket gönderme ve işleme mantığında herhangi bir değişikliğe ihtiyaç duymayan bir algoritmadır. Anlatılacak algoritma, “prediction” kelimesinin baş harfi ve hcDBA algoritmasının kısaltmasından oluşan p-hcDBA kısaltması ile isimlendirilmektedir (Turna ve diğ., 2011c,2012). Erken tahmin mekanizması ile getirilecek iyileştirmenin de hcDBA ile aynı özellikleri barındıracak ve ONU'ların çalışma mantığına veya mimarisine müdahale ettirilmeyecek şekilde tasarlanması düşünülmüştür. Bu şekildeki bir yaklaşımın benimsenmiş olmasının nedeni hali hazırda kurulmuş olan sistemlerdeki

ONU'ların güncellenmesinin maliyetli bir çözüm olacağı ve güncel olan ve olmayan ONU'lar arasındaki farkların sistem performansını etkileme durumudur. Diğer taraftan, OLT üzerindeki algoritmik bir değişiklik bir "firmware" donanım yazılımı güncellemesi ile basitçe gerçekleştirilebilir. hcDBA algoritmasındaki erken tahmin mekanizması çevrimiçi kipe eklenmiştir. Çevrimiçi kipte diğer ONU'lardaki trafiğin nispeten az olduğunu ve sistemin aşırı yüklenmemiş durumda olduğu bilinmektedir. Bu sayede, bir sonraki hizmet alacak ONU'ya ihtiyacı dâhilinde diğer ONU'lara adil olmayan bir şekilde davranmaksızın ek bant genişliği sunulabilir. Erken tahmin işleminin çevrimiçi kısmında çalıştırılmasındaki amaç, sistemin uygun olduğu durumda, kapasite ihtiyacı sadece belirli ONU'larda varsa bunlara daha erken hizmet vererek kuyruklardaki ortalama bekleme süresinin sistemi olumsuz etkilemeden azaltacak bir çözüm sunmaktır.

Bu yöntemde kullanılan parametrelerin bir listesi Tablo 3.1'de verilmiştir. Bir ONU için hesaplanan erken tahmin miktarı, talep ettiği bant genişliği miktarına eklenerek bir sonraki çevrimde alacağı hizmet miktarı ONU'ya klasik yöntemlerdeki gibi GATE mesajı ile iletilir. Eğer erken tahminle ONU'nun talep ettiği bant genişliği miktarı toplamı B_{max} 'ı geçerse ONU'ya B_{max} kadar hizmet verilir.

Tablo 3.1: Parametre Tanımlamaları

Parametre	Tanım
G	Grant Size – OLT'nin ONU'lara GATE mesajları aracılığı ile sunduğu pencere boyutu.
R	Request Size – ONU'ların rapor mesajları ile talepte bulundukları pencere boyutu.
P	Prediction Size – Talep edilen değere eklenecek olan ek tahmin boyutu.
B_{MAX}	Maximum Bandwidth – Bir çevrimde bir ONU'ya verilen maksimum bant genişliği miktarı (1Gbps için 15KB)
H	ONU'lara sunulan son 10 pencere boyutunun ortalama değeri.
α	Erken tahmin hesabı için geçmişten etkilenme oranı(0.5 alınmıştır)
k	Erken tahmin oranı için ağırlık katsayısı, başlangıç olarak $k=3$ seçilmiştir. (erken tahmin değerinin gelen talebin %33 kadar olacağı manasına gelmektedir.)

p-hcDBA algoritması kullanıldığında ONU ile OLT arasında gerçekleşecek yukarı veri iletimi için n . çevrimde hizmet verilme miktarı Formül 3.12'deki gibi hesaplanır.

$$G_n = \begin{cases} R_n + P_n & \text{if } (R_n + P_n < B_{max}) \\ B_{max} & \text{if } (R_n + P_n \geq B_{max}) \end{cases} \quad (3.12)$$

Erken tahmin miktarı bir ONU'nun daha önceki seferlerde aldığı hizmet miktarları dikkate alınarak hesaplanır. Algoritmada ilgili ONU'ya OLT tarafından verilen son 10 hizmet miktarı hesaba katılarak hesaplama yapılmıştır.

$$H_n = \frac{\sum_{i=1}^j G_{n-i}}{j} \quad (3.13)$$

Erken tahmin miktarı, geçmiş hizmet miktarlarından α oranında ve son hizmet miktarından $(1-\alpha)$ oranında etkilenmektedir. Erken tahmin miktarı bu hesaplamanın k oranı olarak alınacaktır. k değeri erken tahmin miktarını önceki taleplerde gerçekleşen hata miktarlarına göre yeniden düzenlemek için kullanılan bir katsayı değişkenidir.

Erken tahmin değeri Formül 3.14'deki gibi hesaplanır.

$$P_n = \frac{(1-\alpha) \times R_n + \alpha \times H_n}{k} \quad (3.14)$$

ONU'daki tampon belleğin kuyruk uzunluğunun tahmininde, hata olma olasılığı oldukça yüksektir. Bu nedenle erken tahmin yönteminin aşırı değişken trafik davranışı karşısında hatalı sonuçlar vermesi kaçınılmazdır. Bu gibi bir durumda, eğer erken tahmin miktarı ONU'daki kuyruk uzunluğuna eşit veya daha fazla ise bir sonraki talep miktarı OLT'ye sıfır olarak bildirilecektir. Aksi takdirde ilgili ONU OLT'ye sıfırdan yüksek bir miktarda kuyruğunda kalan gönderilememiş paket miktarınca bir talep iletecektir. Bu sayede k değerimiz son verilen hizmet oranına ve gelen en son talep miktarına bakılarak bir sonraki çevrimde erken tahminin hangi oranda yapılacağını belirlemek adına düzenlenebilir.

$$k_{n+1} = \begin{cases} k_n - \frac{R_{n+1}}{G_n} & \text{if } R_{n+1} > 0 \text{ and } G_n > 0 \text{ and } G_n > R_{n+1} \\ k_n - 1 & \text{if } R_{n+1} > 0 \text{ and } G_n > 0 \text{ and } G_n < R_{n+1} \\ k_n + 1 & \text{if } R_{n+1} = 0 \end{cases} \quad (3.15)$$

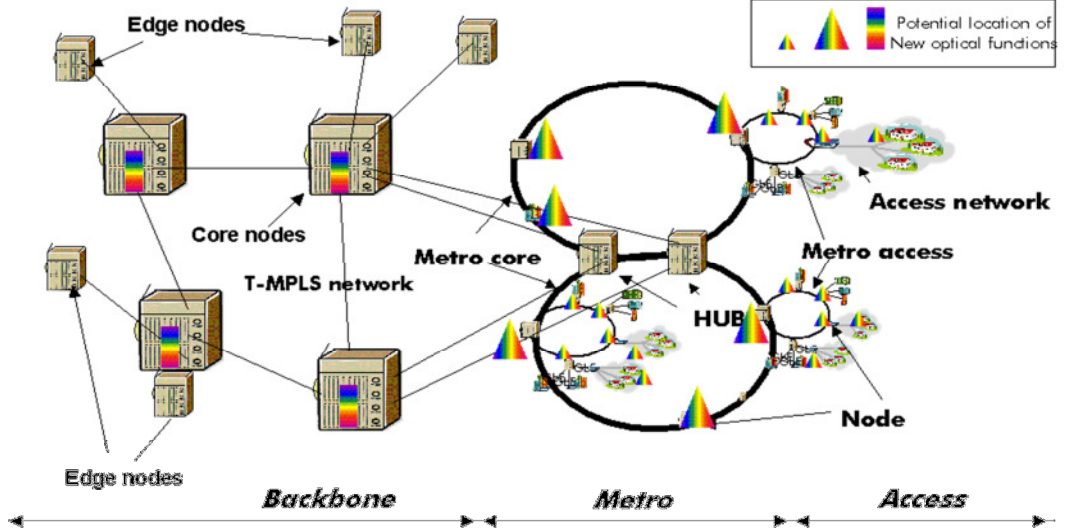
Eğer k_{n+1} değeri birin altına düşmüş ise bire yuvarlanır. Benzer şekilde eğer 100 değerinin üzerinde ise 100'e yuvarlanır. Bu sınırlandırma işlemi k değerinin kabul edilebilir değerler arasında kalması için uygulanır. Eğer erken tahmin yöntemi ile hesaplanan değer bir Ethernet paketinin olabileceği boyutlardan daha küçük bir değer olursa (64KB'dan küçük) bu erken tahmin değeri hizmet verilecek miktar hesaplanırken dikkate alınmaz. Bu düzenleme kullanılamayacak hizmet pencerelerinin azaltılmasına yardımcı olur. Eğer bir ONU'dan bir sonraki çevrim için herhangi bir hizmet talebi alınmamış ise ve önceki çevrimde de herhangi bir veri paketi OLT'ye ulaşmamışsa bu ONU için erken tahmin işlemi gereksiz olacağı için yapılmaz.

3.4 IPACT İLE EPON YUKARI AKIM KANALI TRAFİĞİNİN MODELLENMESİ

WAN yapıları genellikle noktadan noktaya bağlantılı yönlendiricilerin bir veya daha fazla MAN'ı bir araya getirmesinden oluşmaktadır. MAN ağları ise genellikle halka topoloji şeklinde uygulanmaktadır. MAN ağları bir veya daha fazla ara bağlantı noktası ile birbirlerine bağlanmışlardır. Bu sistemler klasik olarak SONET/SDH halkaları olarak tasarlanmaktadır. Ağın bant genişliğini efektif şekilde merkezi ofis ve kullanıcılar arasında bölüştürebilecek trafik düzenleme algoritmasına ihtiyaç vardır. MAN bir taraftan giderek genişleyen kapasitesi ile uzak mesafe ağlarının dinamiklerine adapte olma, diğer taraftan ise erişim ağlarının giderek artan bağlantı ihtiyacına cevap verebilme gerekliliklerinden dolayı kritik bir konumda çalışmaktadır. Bu koşullar, yüksek hızlı ve özelleştirilebilir servisler gerektirir.

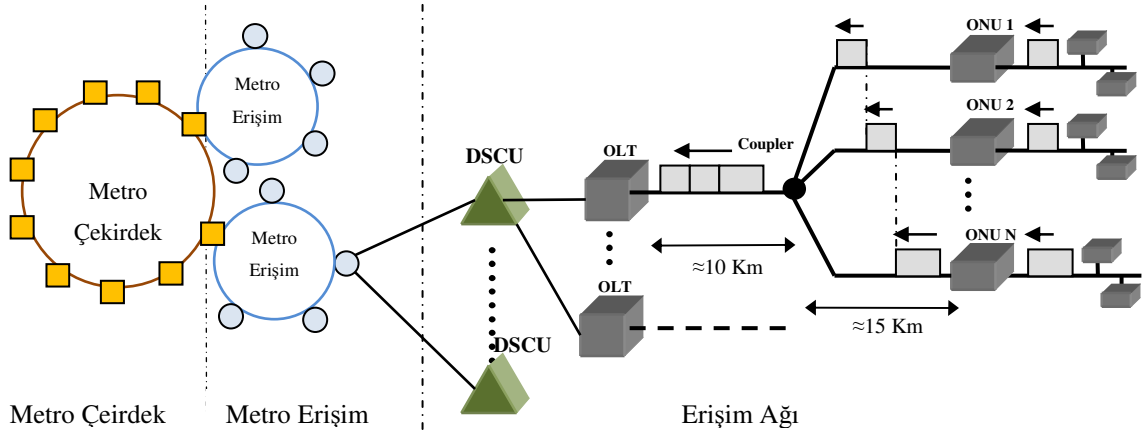
Şekil 3.5'te genel ağ yapısının WAN, MAN ve erişim ağlarını içeren bir gösterimi verilmektedir. WAN'da düğümler birbirine doğrudan bağlıdır bundan dolayı veri iletimi MAN yapısından tamamen farklıdır. Erişim ağları, son kullanıcıları, merkezi ofislere bağlayan ağlardır. Şekilde, bu ağlar yakın gelecekte daha da yaygın kullanımı

düşünülen PON ağlar olarak tasarlanmıştır. PON sistemleri ise tek bir hattın P2MP şeklinde bir paylaşım ile kullanılması şeklinde çalışmaktadır. Bir birinden farklı bu 3 ağ yapısında geniş çapta bir simülasyon çalışması yapmak hem işlem gücü hem de bellek yetersizliğinden dolayı günümüz şartlarında mümkün olmamaktadır.



Şekil 3.5: Omurga, Metropolit ve Erişim Ağlarının Genel Görünümü

Metropolitan ağların uçtan uca davranışının incelenmesi için ağın giriş noktaları olan WAN ve PON sistemlerinin ürettikleri paket davranışlarının bilinmesi gerekmektedir. Şekil 3.6'da MAN'ın ve Erişim ağlarının birleşiminin daha detaylı bir gösterimi verilmiştir. MAN'lar birden fazla halka kademesinden ve PON'ların DSCU (Distant Subscriber Connection Unit) ile bağlanmış hiyerarşik bir yapı ile 2 milyon kullanıcıya hizmet verecek şekilde olabilir. Grafikteki örnek uygulamada 10 çekirdek halka istasyonunun her birine 4 erişim istasyonu içeren ikinci kademe halka ağ (metro access) bağlanmaktadır. İkinci seviye halkadaki her erişim noktası 25 adet DSCU'ya hizmet vermekte ve her DSCU'da bağlı 60 PON yapısı ile yaklaşık 2000 kullanıcıya hizmet sunmaktadır.



Şekil 3.6: Uçtan Uca Metro Ağ Mimarîsi

Metro ağların tasarımında alt kademedeki erişim ağlarından ne kadar trafik geleceği sistemin en ideal kapasitesini belirlemede önem arz etmektedir. Kullanıcıların oluşturdukları trafiğin karakteristiğinin belirlenmesi için birbirinden bağımsız PON sistemlerinin oluşturduğu trafiğin analiz edilmesi gerekmektedir. Simülasyon çalışmalarında PON sistemlerin Metro ağı sunacağı trafik karakteristiğini belirleyecek olan PON'un yukarı akım kanalındaki trafik akışı incelenmektedir.

Simülasyon çalışmalarında trafik üretimi için birden çok trafik üretim yöntemi kullanılmaktadır. Trafik üretim yöntemlerinin basitçe modellenilebilir olması simülasyon çalışmasının gerçekleştirilebilmesi için önemlidir. Çok karmaşık bir yöntem çalışma zamanını çok fazla arttıracak için istenilen sonuçların uzun çalıştırmalar sonucu elde edilmesine neden olur. En basit ve bilinen yaklaşımlar sabit bit oranı (Constant Bit Rate – CBR) ve Poisson (Ross, 1983) trafik üretme yöntemleridir. Poisson yöntemi basitçe uygulanabilen bir yöntemdir ve ağ uygulamalarında çokça trafik üretimi için kullanılmaktadır. (Paxon ve Floyd 1994) çalışmalarında internet kullanıcılarının davranışlarının düzensiz olmasından dolayı birçok ortamda trafiğin öz-benzer özellik gösterdiğini ortaya koymuşlardır.

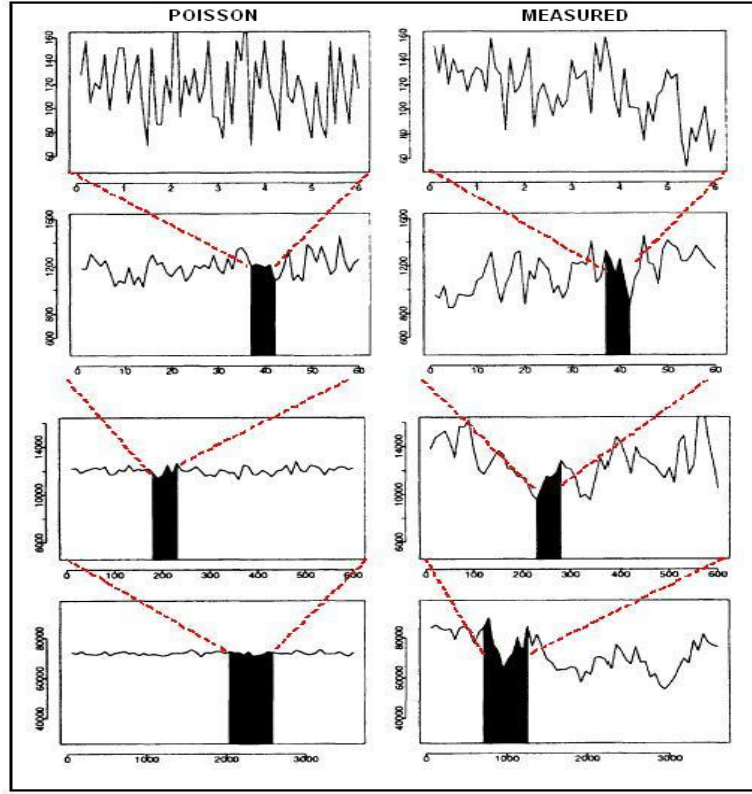
Yapılan simülasyon çalışmalarında EPON'un yukarı akım kanalındaki trafik akışı IPACT algoritması kullanılarak modellenmiş ve toplanan veriler Poisson ve öz-benzer trafik modelleri ile karşılaştırılmıştır (Turna ve diğ., 2011a,2011b).

3.4.1 Trafik Modelleri

Trafik modelleri, gerçek bir trafik akışının davranışını tahmin için kullanılan olasılıklı süreçlerdir. İdealde bir trafik modeli, orijinal trafiğin ilgili istatistiksel özelliklerini kesin olarak yansıtmalıdır. Ama modelin doğruluğu ile karmaşıklığının belli bir uzlaşısı içerisinde kalması gerekmektedir (eklenen parametre sayısı gibi). Bir modelin kesin sonuçlara yakın olamayacak kadar basit veya bir simülasyon ortamında uygulanamayacak kadar karmaşık tasarlanmış olmaması gerekir. Seçilecek model kesin doğrulukta olmasının yanında kolay ve simülasyon ortamına uygulanabilir olmalıdır.

Uzunca bir süre CBR, Poisson veya bunların üst seviye birleşimleri ağ analizleri için kullanılmaktaydı. Fakat birçok çalışmada günümüz trafik yapılarının bu modellerle temsil edilemeyeceği ortaya konmuştur. Çalışmalar LAN, WAN ve değişken bit oranlı (VBR) video trafiğinin uzun vadeli bağımlı (Long Range Dependent – LRD) olduğunu ve öz-benzer modellerle daha iyi ifade edilebileceğini ortaya koymuşlardır.

Bir olasılıklı süreç eğer toplanamaz bir oto korelasyon fonksiyonu varsa LRD özelliği taşır denir. Geleneksel trafik modelleri ise Markovian yapısının bir formu şeklinde çalışırlar ve kısa vadeli bağımlılık (Short Range Dependent – SRD) gösterirler.



Şekil 3.7: Poisson Trafik ve Ölçülmüş Öz-benzer İnternet Trafikinin Karşılaştırılması (Fowler, 1999)

Geleneksel trafik kaynakları ile öz-benzer trafik kaynağı arasındaki farkı detaylı incelemek faydalı olacaktır. Şekil 3.7’de gösterildiği üzere SRD bir trafik kaynağı uzun zaman ölçeklerinde çoğuşma yapısını kaybetmekte ve daha az değişimli doğrusal bir dağılım sergilemektedir. Zamanı sonsuza doğru arttırdığımızda kullanıcı verilerinin geliş aralıkları hızlıca azalmaktadır. Diğer taraftan öz-benzer trafik ise tüm ölçeklerde çoğuşma özelliğini korumaktadır. Zaman ölçeğinin artırılması ile yaşanan azalma daha düşük seviyede gerçekleşmektedir (Popa 2005).

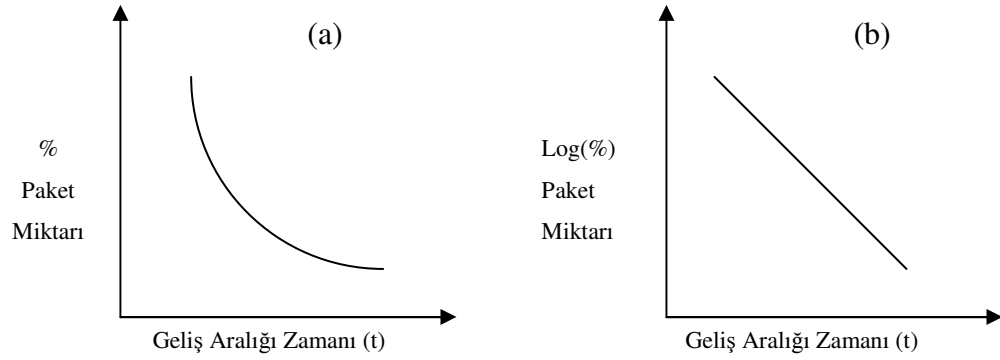
3.4.1.1 Poisson Trafik Modeli

Poisson trafik modeli SRD özelliği göstermektedir. Bu modelde paket gelişleri Poisson süreçler olarak modellenmektedir. Bu model, paket geliş miktarının α parametresi ile değişen Poisson dağılımında olduğu varsayımına dayanır. Buna göre T zaman zarfında gelen paket miktarı ortalama αT kadar olacaktır. Poisson dağılım paket geliş aralıklarının ortalama $1/\alpha$ olarak üstel dağıldığını gerektirmektedir. Poisson trafik ayrıca analitik olarak incelenmek için de elverişli özellikler barındırmaktadır. Poisson

modelinin günümüz trafik davranışını modellemek için yetersiz kaldığı düşünülmektedir. Bu modelde paket geliş aralıklarının aşağıdaki iki temel özelliği bulunmaktadır;

- Bağımsızdırlar.
- Üstel olarak dağılmaktadırlar.

Eğer paket geliş aralık zamanına göre değişimini gösteren bir histogram çizersek Şekil 3.8 (a)'daki gibi üstel azalan bir fonksiyon grafiği görülür. Bir kuyruk sürecinin Poisson özelliğe sahip olduğunun incelenmesi için birçok istatistiksel yöntem mevcuttur. Basit bir yöntem de görsel olarak geliş zaman aralıkları değerinin üstel olarak dağılıp dağılmadığını incelemektir (Şekil 3.8 (b)'deki gibi). Olasılık üstel bir fonksiyon olarak ifade ediliyor ise logaritması doğrusal bir fonksiyon oluşturması gerekir (Jain and Routhier, 1986).



Şekil 3.8: Poisson için Geliş Aralıklarının Zamana Göre Dağılım Grafiği (a) normal (b) Logaritmik Gösterim

3.4.1.2. Öz-Benzer Trafik Modeli

Öz-benzerlik, fraktal ve kaos teorisine dayanan ve daha fazla tanınan bir konsepttir. Poisson model ile karşılaştırıldığında temel fark Poisson süreçlerin bir zaman ölçeğinde çoğuşmalı bir dağılım sergilerken daha büyük ölçeklerde bu çoğuşmalı yapısını kaybediyor olmasıdır. Öz-benzer modelde gözlenebilir tüm ölçeklerde çoğuşmalı yapı korunur. Yapılan ölçüm çalışmalarından öz benzerlik, yerel alan ağları (örneğin Ethernet) ve geniş alan ağları (örneğin WWW) trafiğinde mevcuttur (Stallings, 2002-Beran, 1992). Öz-benzerliği ortaya çıkarmak için birçok istatistiksel model (Brownian Hareketi prosesi, Fractal Brownian Hareketi Dağılımı ve Fractal Gaussin Gürültüsü) önerilmiştir. Öz-benzer trafiği elde etmek için bir diğer metot da, ağır kuyruklu (heavy-

tailed) dağılmış (örneğin Pareto dağılımı) ON ve OFF periyotları ile birçok ON/OFF trafik kaynağını birleştirmektedir (Abdo ve Hall, 2005).

Yapılan çalışmalarda internet trafiğinin istatistiksel olarak öz-benzer olduğu gözlenmiştir. Bir öz-benzer olay tüm zaman ölçeklerinde (ya da en azından geniş bir aralıkta) yapısal benzerlikler gösterir. Bu olayı karakterize eden ve Hurst(H) şeklinde ifade edilen parametre, belirli bir gözlemsel kaydın öz-benzerlik derecesini tespit etmek için tasarlanmıştır. Bileşen süreçler için $1 < \alpha < 2$ şartı sağlanıyorsa, sürecin ortaya çıkan süper durumu $H = (3 - \alpha)/2$ parametresine sahip ve öz-benzerdir. $0,5 < H < 1$ aralığındaki öz-benzer süreçler aynı zamanda LRD'dir. Yüksek Hurst parametresine sahip (1'e yakın) süreçler daha çoğuşuk iken, düşük Hurst parametrelili süreçler daha az çoğuşuktur. Dolayısıyla, Hurst parametresi sonuçtaki birleşik trafiğin bir göstergesidir. Birleşik olan akış direkt olarak öz-benzer karakteristikler gösteren bir süreç ile modellenebilirler (Frost ve Melamed, 1994-Subramanian ve Le-Ngoc, 1995).

İnternette gerçek zamanlı hareketleri analiz etmek için son yıllarda oldukça fazla çalışma yapılmıştır. Leland ve diğ.(1994) çalışmasında gösterildiği gibi daha önceki çalışmalarda, internet trafiği fraktal bir karakteristik göstermektedir ve öz-benzer olasılıklı süreçlerle tanımlanabilir (Ge ve diğ., 2000, Aydın 2009).

3.5. PERFORMANS KİYASLAMASINDA KULLANILAN SİMULASYON ORTAMI VE PARAMETRELER

Bu bölümde geliştirilen hcDBA algoritmasının performans değerlendirmesi için yapılan simülasyon çalışmaları ve bu çalışmaların uygulanmasında kullanılan parametreler tanımlanacaktır.

Simülasyon çalışmalarında 16 ONU'nun pasif bağlaştırmacılarla bir OLT'ye bağlandığı bir EPON erişim ağı düşünülmüştür. Her ONU'ya aşağı ve yukarı yönde akım için bir yayılım gecikmesi atanmıştır. Pasif bağlaştırmacı ile OLT arasındaki mesafe ve diğer ONU'lara olan mesafe sabit olarak 10 Km (0,05 ms) alınmıştır. Algoritmalar EPON için 1 Gbps yukarı yönde akım kanalı, 10G-EPON için 10 Gbps yukarı yönde akım kanalı olmak üzere iki farklı koşulda kıyaslanmıştır. Algoritmalar aşağıda belirtildiği gibi dört değişik öncelik sınıfına göre karşılaştırılmıştır.

Tablo 3.2: Trafik Dağılım Oranları (Nguyen ve diğ. 2009)

	<i>CoS1 Premium</i>	<i>CoS2 Silver</i>	<i>CoS3 Bronze</i>	<i>CoS4 BE</i>
<i>Trafik Oranı</i>	10 %	10 %	30 %	50 %
<i>Packet Boyutu (Byte)</i>	70	70	50,500,1500	50,500,1500
<i>Kaynak</i>	CBR	CBR	PPBR/ $\mu=1.4$	PPBP/ $\mu=1.4$
<i>Burst Length (# of Packets)</i>	CBR	CBR	10	20

Yüksek öncelikli trafik sınıfları için (Premium, Silver) CBR (Constant Bit Rates) trafik kaynakları kullanılmıştır. Öz-benzer trafik üretmek için Poisson Pareto Burst Process (PPBP) kullanılmıştır (Willinger ve diğ., 1995). hcDBA algoritmasının geliştirilmesinde öncelikli amaç ONU'lar arası adaletli olarak bant genişliği kullanım oranını arttırmak olduğundan, toplam bant genişliği kullanım iyileştirmesini görmek için servis sınıfı olmaksızın sonuç değerleri de incelenmiştir.

Simülasyonlarda QoS trafik sınıfları için iki seviyeli bir kuyruklama yaklaşımı kullanılmıştır. Her QoS sınıfının paketleri birinci seviyede ayrı bir kuyrukta tamponlanmaktadır. Bir sonraki çevrim için pencere bekleyen tüm QoS sınıflarına ait

paketler ikinci seviyede tek bir kuyrukta biriktirilir. ONU'ya bir GATE mesajı vardığında, verilmiş pencere boyutuna göre öncelikle ikinci seviye kuyruktaki paketler daha sonra ise servis önceliklerine göre birinci seviye kuyruklardaki paketler yüksek öncelikliden düşük öncelikliye doğru gönderilir. Sonrasında, birinci seviye kuyruklardaki paketler ikinci seviye kuyruğa transfer edilir ve OLT'den ikinci seviye kuyruğu boyuna göre yeni pencere talep edilir. İki seviyeli kuyruk kullanma sonucunda yüksek öncelikli paketlerin yukarı akım kanalındaki bant genişliğinin tamamını kullanması engellenmiş olur.

Simülasyon çalışmaları NS 2.34 ayrık zamanlı ağ simülatörü kullanılarak gerçekleştirilmiştir. Tablo 3.3'te her algoritma için simülasyonda kullanılan parametreler verilmektedir.

Tablo 3.3: Simülasyon Parametreleri

<i>Parametreler</i>	<i>Değerler(1Gbps)</i>	<i>Değerler(10Gbps)</i>
<i>ONU Sayısı</i>	16	16
<i>Upstream Bandwidth, R</i>	1 Gbit/s	10 Gbit/s
<i>hcDBA ve oDBA için maksimum çevrim uzunluğu</i>	2ms	2ms
<i>IPACT ve hcDBA için maksimum gönderim penceresi</i>	15 KB (IPACT) 30 KB (hcDBA)	150 KB (IPACT) 300 KB (hcDBA)
<i>Guard Time</i>	5 μ s	5 μ s

4. BULGULAR

Bu bölümde yapılan simülasyon çalışmaları sonucunda elde edilmiş sonuçlar sunulmaktadır. Birinci bölümde hcDBA algoritmasının online (IPACT) ve offline (oDBA) algoritmaları ile karşılaştırması, ikinci bölümde erken tahminli hcDBA algoritması; “p-hcDBA” ile hcDBA ve IPACT yöntemlerinin karşılaştırılması verilecektir. Karşılaştırmalar byte cinsinden veri kayıp miktarları, hizmet erişim gecikmesi ve paket gecikme değişimi (“Packet Delay Variations” – PDV) açılarından gösterilecektir. Simülasyonlar 16 ONU’lu bir EPON yapısı üzerinde, yukarı akış kanal kapasitesi 1Gbps ve 10Gbps olacak şekilde iki farklı senaryo üzerinde gerçekleştirilmiştir. Bu şekilde iki senaryo seçilmesindeki amaç; 1Gbps EPON yapılarının günümüzde altyapı olarak kullanılıyor olmasından dolayı var olan sistemlerin iyileştirme oranını görmek ve 10Gbps kapasiteye sahip yeni EPON standardında da yine algoritmanın etkisini gözlemleyebilmektir. Özellikle bant genişliğinin bu artımı ile algoritmaların başarısının değişimi, ileriki bant genişliği artımlarında da hangi algoritmanın seçilmesinin avantajlı olacağına dair yol gösterici olacaktır.

4.1. hcDBA – IPACT – oDBA KARŞILAŞTIRMASI

Performans analizlerinin sunulacağı bu ilk bölümde geliştirilen hcDBA algoritmasının klasik yöntemler olan IPACT ve oDBA yöntemleri ile karşılaştırılması verilmiştir. Geliştirilen algoritmadaki temel amacımız IPACT ve oDBA’nın iyi yönlerinin bir birleşimini oluşturmaktır. Burada alınan özellikler IPACT’nin bant genişliğini maksimum verimlilikte kullanabilme özelliği ve oDBA’nın dengesiz yük dağılımı olan bir ağ üzerinde bant genişliği ihtiyacı olan düğümlere kullanılmayan bant genişliğini adil olarak dağıtma özelliğidir. Pasif optik erişim ağlarında performans değerlendirmesi için bakılacak temel noktalar; veri kaybı ve kuyruktaki bekleme süreleri olarak düşünülebilir. Bütün paketlerin hat üzerinde izleyeceği yol ve iletim hızı sabit olduğundan uçtan uca erişim gecikmeleri ayrıca incelenmemiştir. Çünkü uçtan uca erişim gecikmesi doğrudan kuyrukta bekleme (diğer bir deyişle hizmet erişim

gecikmesi) ve paket düşme oranları ile bağlantılıdır. Erişim ağlarında göz önünde bulundurulması gereken diğer bir nokta da paket gecikme değişimidir. Özellikle IPTV, interaktif eğlence ve çoklu oyunlar gibi uygulamaların ilettikleri paketlerin belirli bir hızda kullanıcı makinasına ulaşması ve kullanıcı makinasından tersi yönde taşınabilmesi önem arz eder. Bu tarz uygulamalar için yüksek oranlardaki paket gecikme değişimi istenmeyen bir durumdur. Aktarılabilecek verinin düzensiz gidişi, ilgili uygulamada atlamalar, takılmalar veya istenmeyen davranışlar gözlemlenmesine neden olabilir.

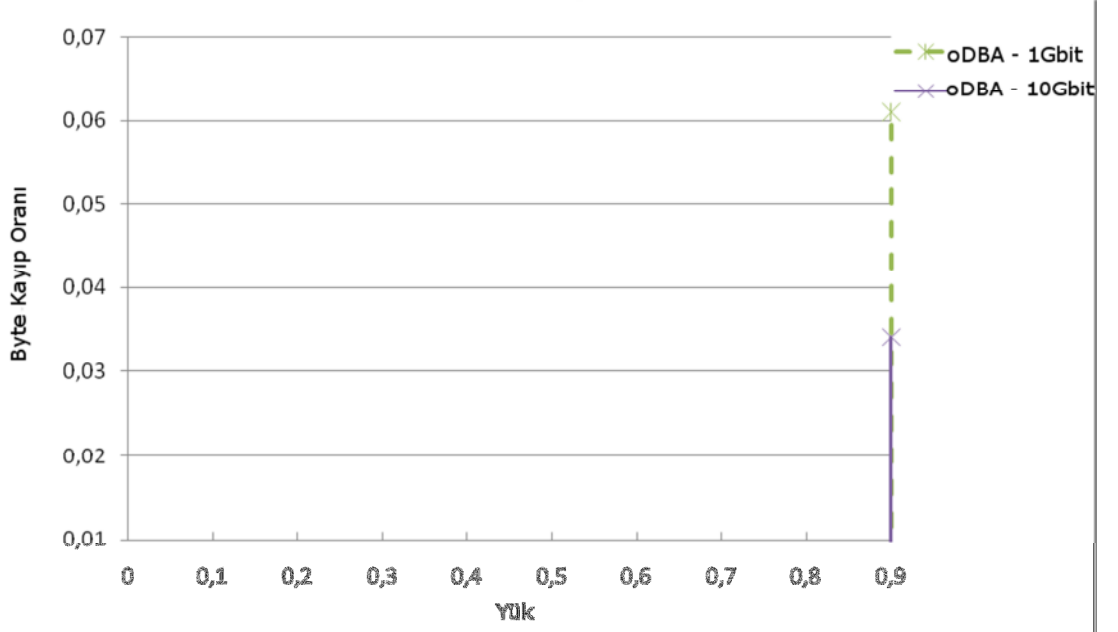
4.1.1. Byte Kayıp Miktarı Karşılaştırması

Öncelikli olarak üç algoritmadaki byte kayıp oranları karşılaştırılacaktır. Paket boyutlarının değişken olmasından ve algoritmaların temelinde zaman yuvaları ile çalışıp paket temelinden ziyade taşınabilen toplam yük mantığı ile çalışmasından dolayı paket kayıp oranlarını incelemek aldatıcı olabilir. Zira; algoritmalarındaki kuyruklama veya kuyruk işleme mekanizmaları küçük paketlere öncelik tanıyor ise bu algoritmalar daha başarılı görülebilir. Oysaki bir algoritmanın başarısını, taşıyabildiği toplam veri miktarı ile derecelendirmek algoritmanın başarımını daha iyi yansıtacak bir değerlendirme olacaktır. Bu nedenle paket kayıp oranları yerine byte kayıp oranları karşılaştırılmıştır.

Pasif optik erişim ağlarında aşağı akım veya yukarı akım yönünde çakışmadan dolayı bir veri kaybı oluşmamaktadır. PON yapısı gereği çakışma oluşmasına izin vermez. Veri kayıpları, aşağı akım için OLT'nin gönderim tampon belleğinde, yukarı akım için ise ONU'ların tampon belleklerindeki taşma sonucu gerçekleşmektedir. Aşağı akım yönünde verilerin gönderiminin yayım şeklinde olduğunu ve OLT'nin aşağı akımdaki veri iletimini istediği şekilde ONU'lar arasında paylaştırılmaktadır. Aşağı akım yönündeki paket kayıpları tamamen sistemin aşırı yüklenmesi sonucu OLT'nin gönderim tampon belleğinin dolması neticesinde olmaktadır ve tez kapsamındaki incelenen ve geliştirilen algoritmaların kapsamı dışında bırakılmıştır. Bu çalışmada özellikle yukarı yönde iletimde, ONU'ların tampon belleklerinde oluşan taşmalar sonucu yaşanan veri kayıpları incelenmektedir. ONU'ların tamponlarının taşması hizmet almak için bekleyen paketlerin ilgili çevrimde verilen bant genişliği miktarını geçmesi sonucu oluşmaktadır. Tam kapasite kullanılan bir PON için bu taşma durumu belleğin büyüklüğüne kadar hiç gerçekleşmeyebilir veya çok kısıtlı bir düzeyde kalabilir. oDBA algoritması yukarı iletim kanalının taşıma kapasitesini tam olarak

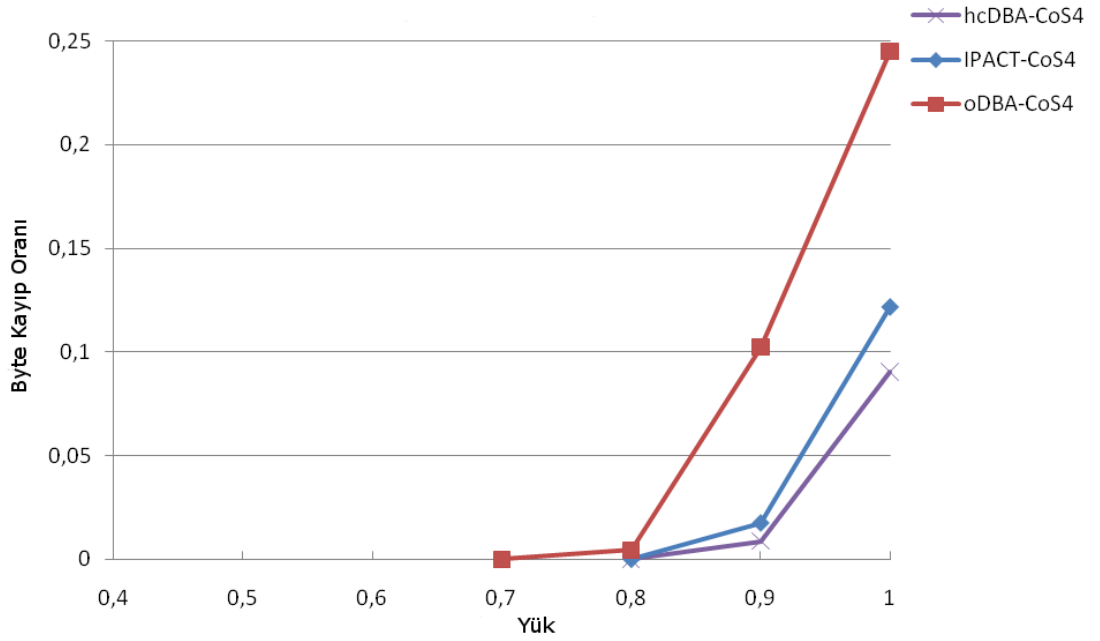
kullanamadığı için özellikle bu algorithmada veri kaybının diğer algorithmalara göre daha fazla olduğu gözlemlenmektedir.

Şekil 4.1’de servis sınıfı ayrımı olmayan yapıdaki byte kayıp oranı grafiği verilmektedir. 1Gbps ve 10Gbps kapasite durumlarında sadece oDBA algoritmasında 0,9 yoğunluk değerinde veri kaybı oluşmaktadır. IPACT ve hcDBA algorithmaları bant genişliğini efektif kullandığı için bu algorithmalarda herhangi bir paket kaybı gözlemlenmemiştir. Bu grafikte ayrıca bant genişliğinin artmasının paket kayıp oranında bir düşmeye sebep olduğu görülmektedir. EPON’un paket parçalamaya izin vermemesinden dolayı düşük bant genişliğinde zaman yuvalarındaki kullanılamayan kayıp bölümün genele oranla daha fazla olması bunun nedeni olarak görülmektedir.



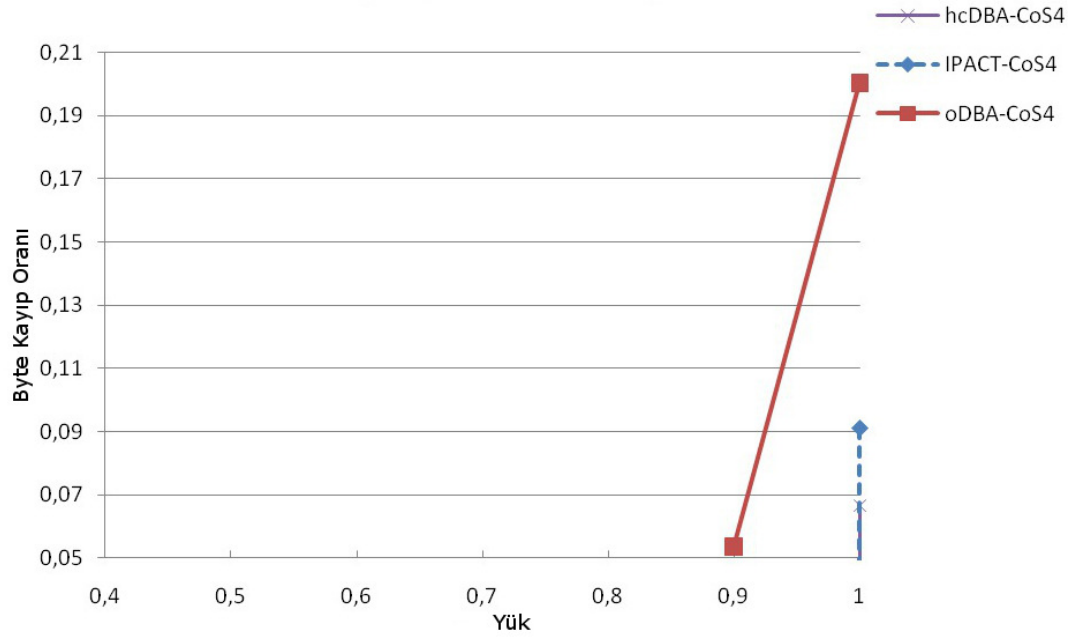
Şekil 4.1: Tekil Servis Sınıfında Byte Kayıp Oranları

Çoklu servis sınıfının kullanıldığı sonuçlar 1Gbps için Şekil 4.2’de, 10Gbps için Şekil 4.3’te verilmiştir. Grafiklerde görüleceği üzere byte kayıpları sadece CoS4 olarak isimlendirilmiş en düşük öncelikli trafik sınıfında gerçekleşmektedir. 1Gbps’lık iletim hattı için veri kaybı 0,7 yoğunluğundan sonra gözlemlenmektedir. Algorithmaların başarımlarına bakılacak olursa geliştirilen hcDBA algoritmasının en iyi başarımlarını verdiğini gözlemlenir. hcDBA algoritması için veri kaybı, 0,8 yoğunluktan itibaren oluşmaktadır ve tüm yoğunluk değerlerinde IPACT’den daha düşük seviyede kalarak daha iyi bir performans sergilediği görülmür.



Şekil 4.2: Çoklu Servis Sınıfında Byte Kayıp Oranları (1Gbps)

10Gbps için çoklu servis sınıflı duruma bakılacak olursa yine hcDBA'nın en başarılı grafiği sergilediği görülür. Şöyle ki, hcDBA sadece tam yoğunluk durumunda %7'lik byte kayıp oranı ile öne geçmektedir. Tek servis sınıfı olan durumda da 10Gbps'lık hattaki sonuçların 1Gbps'lık hat kapasitesine göre daha başarılı olduğu gözlemlenmektedir. Benzer durum erişim gecikmesi grafiklerinde de karşımıza çıkmaktadır. Burada %7'lik bir paket kaybının ağ iletişimi için çok yüksek bir değer olduğunu normal çalışma şartlarında TCP'deki tıkanıklık kontrol mekanizmalarının veri iletimini yavaşlatarak paket kayıplarını azaltmaya çalıştığını fakat simülasyon çalışmalarında TCP çalışma mekanizmasının işletilmediği ve algoritmaların salt yük altında test edildiğini belirtmek gerekir. Sonuçların bu bağlamda değerlendirilmesi ve algoritmaların performans ölçümü için gerçekleştirildiklerini belirtmekte fayda vardır.



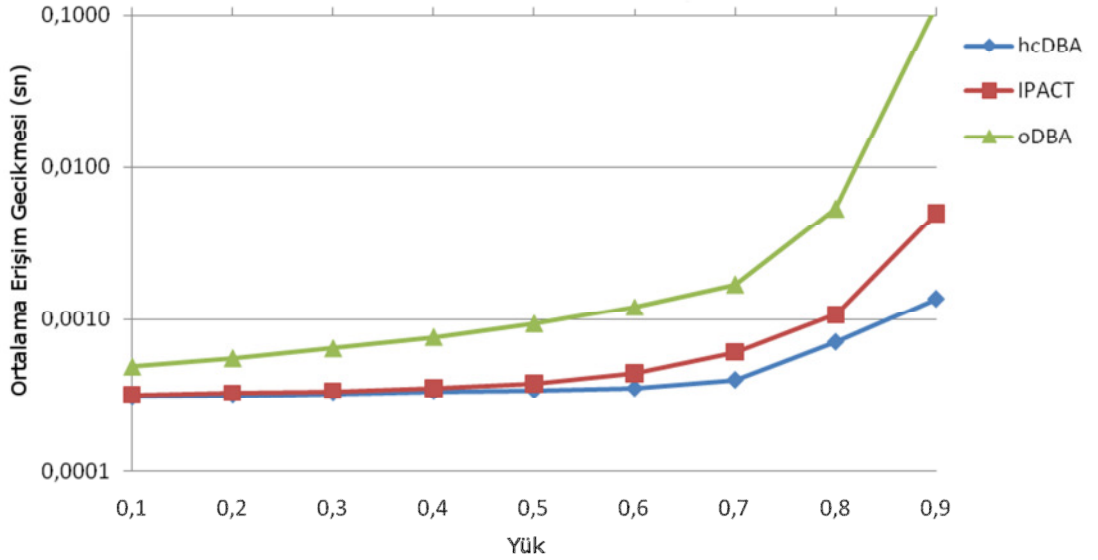
Şekil 4.3: Çoklu Servis Sınıfında Byte Kayıp Oranları (10Gbps)

4.1.2. Erişim Gecikmesi Karşılaştırması

Bu bölümde hcDBA algoritmasının, paketlerin ONU kuyruğundaki bekleme sürelerini temsil eden erişim gecikmesine göre IPACT ve oDBA algoritmaları ile karşılaştırılması verilmiştir. Şekil 4.4'ten Şekil 4.11'e bu karşılaştırma sonuçları tüm ONU'lar için ortalama değerleri gösterecek şekilde sunulmuştur. Algoritmalar arasındaki farklı başarımlarını daha kolay görmek için öncelikle tekil servis sınıfı olan yapıdaki sonuçlar 1Gbps için Şekil 4.4'te 10Gbps için de Şekil 4.5'te verilmiştir.

Erişim gecikmesine neden olacak noktalar incelenecek olursa, bunlardan ilki bir çevrim zamanının uzunluğu olacaktır. Bir paketin PON'de hizmet alabilmesi için ONU tarafından üretilmiş REPORT mesajının OLT'ye iletilmesi ve OLT tarafından GATE mesajı ile ilgili ONU'ya tekrar cevabın dönmesi gerekmektedir. ONU'ların OLT tarafından hizmetlendirilmesi sıralı olduğu için rapor mesajı göndermiş bir ONU'nun tekrar hizmet alma zamanı dolayısı ile paketin hatta bırakılma zamanı bir çevrim zamanı kadar sonra olabilmektedir. Erişim gecikmesine etki edecek bir diğer husus da OLT ile ONU arasındaki mesafedir. Paketlerin hatta bırakılması için ONU'nun göndermiş

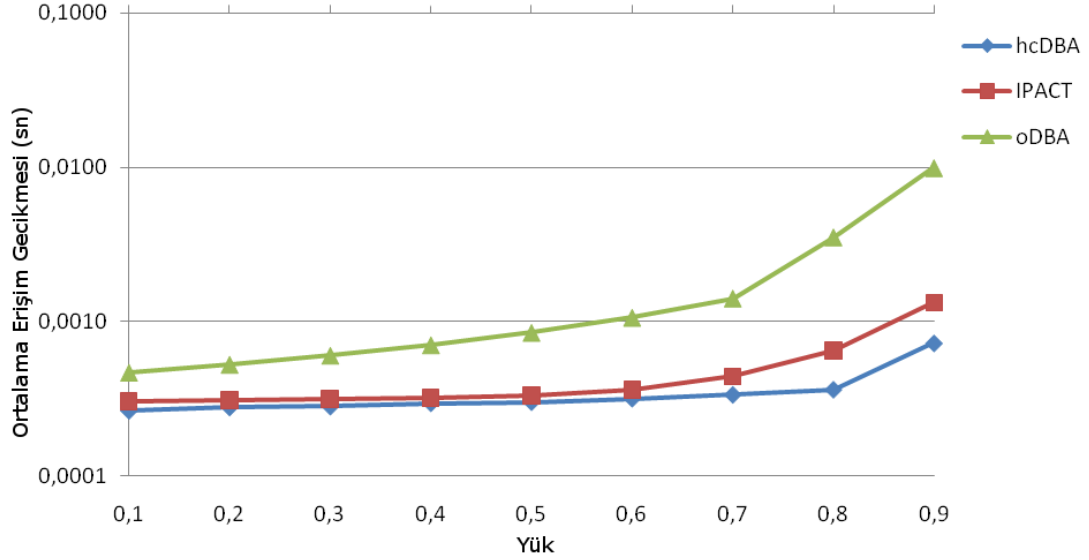
olduğu rapor mesajının cevabını beklemesi gerekir. Tek bir aktif ONU olsa bile MPCP'nin çalışma mantığı gereği bu işlem en az RTT kadar bir erişim gecikmesine neden olacaktır. ONU'ların kuyruklarındaki paket miktarının doğal olarak iletilecek veri miktarının artması ile bir ONU'nun hizmet alması için geçecek çevrim zamanı uzayacaktır. Çevrim zamanı için olabilecek maksimum süre algoritmalarda 2ms ile kısıtlanmıştır. Yani bir ONU hizmet aldıktan sonra 2ms içerisinde tekrar hizmet alacağı garantilenmiş olur. Fakat ONU'nun kuyruğundaki paket miktarı kendisine verilen zaman yuvasına sığmayacak kadar fazla olabilir. Bu durumda kullanılan kuyruklama algoritmasına göre (Simülasyonlarda iki seviyeli kuyruklama kullanılmıştır.) bazı paketler, takip eden çevrimde iletilmek üzere bekletilirler. Bunun sonucunda bazı paketler 2ms üzerinde erişim gecikmesine sahip olmaktadır.



Şekil 4.4: Tekil Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)

Şekil 4.4'teki 1Gbps'lık ortalama erişim gecikmelerine bakılacak olursa her üç algoritma için 0,5 yoğunluktan düşük değerlerde ortalama erişim gecikmesi değerleri 1ms'nin altında gerçekleşmektedir. Daha yüksek yoğunluklarda oDBA grafiği hızlıca yükselirken IPACT ve hcDBA değerleri daha yavaş bir artış göstermektedir. Bunun temel nedeni veri kayıp kıyaslamasında da değinildiği üzere oDBA'nın bant genişliğinin tamamını kullanamamasıdır. Grafikte görüleceği üzere hcDBA diğer iki algoritmadan daha başarılı olmuştur. 0,8 yoğunlukta dahi 1ms altında kalmayı

başarmıştır. En düşük yoğunlukta dahi algoritmaların erişim gecikmesinin belli bir değerin altına düşmemesi yukarıda bahsedildiği gibi RTT'den kaynaklanmaktadır. Bu limit her üç algoritma için eşittir.



Şekil 4.5: Tekil Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)

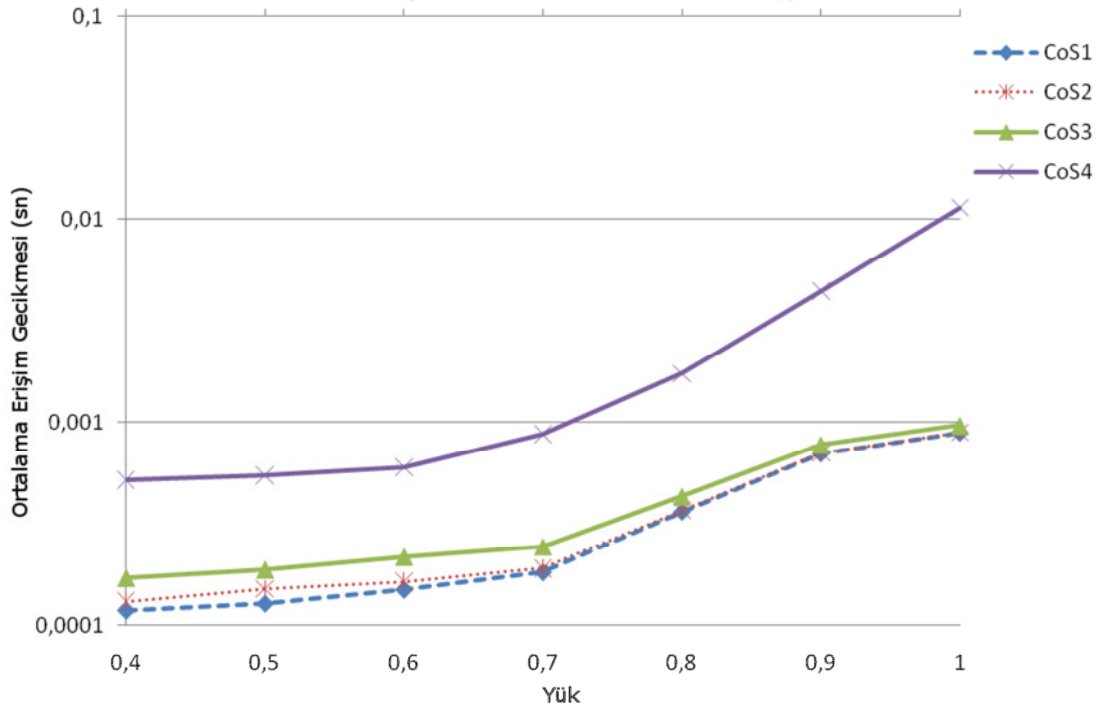
Şekil 4.5’de verilen 10Gbps’lık sonuçlarda da hcDBA algoritmasının 1Gbps’lık durumdaki gibi en iyi sonuçları verdiği gözlemlenmektedir. 10Gbps’lık ortalama erişim gecikmeleri 1Gbps’lık erişim gecikme değerlerine göre daha düşük gerçekleşmiştir. hcDBA algoritmasının IPACT ile arasında 10Gbps’lık senaryoda daha belirgin başarımlı farkı oluşmuştur.

Şekil 4.6, 4.7 ve 4.8’de sırası ile hcDBA, IPACT ve oDBA algoritmalarının 1Gbps’lık bant genişliğinde dört servis sınıflı yapıdaki ortalama erişim gecikmesi değerleri verilmiştir. Kullanılan ONU modelinde çift seviyeli bir çıkış tampon belleği kullanılmıştır. Çift seviyeli tampon bellek kullanımındaki amaç, HoL mantığında çalışan bir sistemde yüksek öncelikli sınıfların düşük öncelikli sınıfları ezerek tüm sistem kaynaklarını almasını engellemektir. EPON’un çalışma prensibi gereği paketler hizmet almak için rapor mesajı gönderildikten sonra bir sonraki çevrime kadar beklemek durumundadırlar. Bu arada ONU’ya kullanıcı tarafından gönderilen yeni paketler de daha sonraki çevrim için saklanmaktadır. Tekil servis sınıfı olduğu durumda

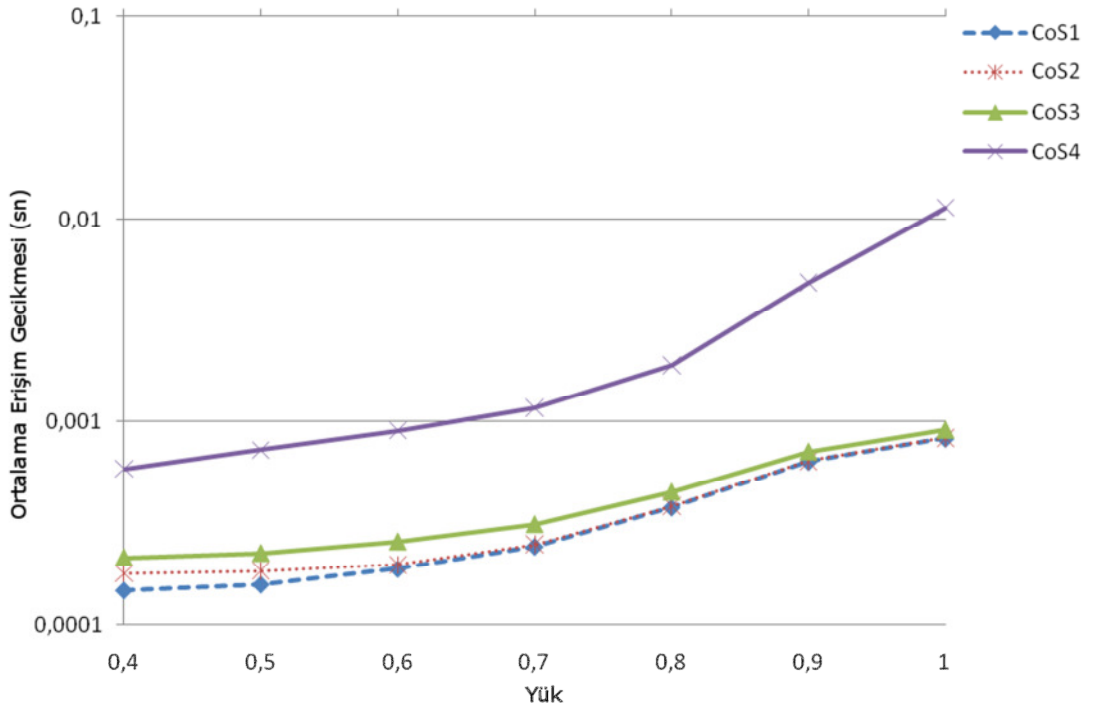
paketler geliş sıralarına göre düzenli olarak gönderilirler (Bazı offline DBA yöntemleri istisnadır. Bu yöntemler paket sıralarını değiştirerek başarımını arttırmaya çalışmaktadır.). Servis sınıflarının işin içine girmesi ile paketlerin kuyruktan hizmet alma durumları değişmektedir. HoL mantığında yüksek öncelikli paket, sonraki çevrim için gelmiş de olsa aktif çevrimde kendinden düşük öncelikli paketler için istenilmiş bant genişliğini kullanır ve düşük öncelikli paketler bir sonraki çevrim için yeniden çizelgelenir. Yüksek öncelikli trafiğin çok yoğun olduğu durumlarda, düşük öncelikli trafiğin hiç hizmet alamama durumu ortaya çıkmaktadır.

HoL mantığının getirdiği servis sınıfları arasındaki kuyruklama adaletsizliğini, düşük öncelikli sınıfların hizmet almasını rahatlatarak şekilde düzenlemek için, iki seviyeli tampon bellekleme yapısı kullanılmaktadır. Bu yöntemle her paket hangi servis sınıfına ait olursa olsun kendisi için istenen bant genişliğinde gönderilmeye çalışılır. Eğer OLT tarafından verilen bant genişliği yeterli olmazsa, bu durumda düşük öncelikli paketlerden başlamak kaydı ile bir sonraki çevrime paketler bırakılır. Geriye bırakılan düşük öncelikli paket bir sonraki çevrimde öncelikli olarak gönderilme hakkına sahip olmuş olur ve sonsuza kadar bekleme problemi çözümlenir.

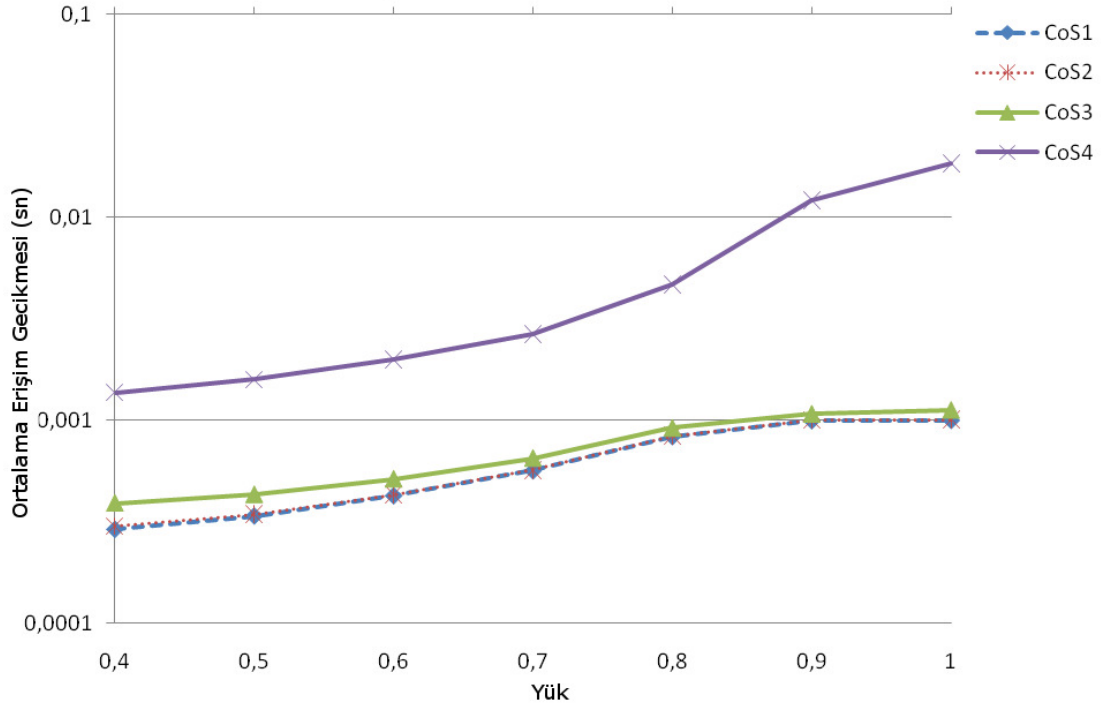
Yapılan simülasyonlarda sadece CoS4 sınıfı paketlerin bir sonraki çevrime kaldığı gözlemlenmiştir. CoS4'ün en iyi girişim trafiği olduğunu düşündüğümüzde bu durum servis sınıflarının çalışma mantığı için uygun olmaktadır. hcDBA algoritması tüm yoğunluklarda yüksek öncelikli trafiğin erişim gecikme değerlerini 1ms altında tutmayı başarmıştır. hcDBA algoritması tüm servis sınıfları değerlerinde diğer iki algoritmadan daha iyi başarımlar vermiştir. Çoklu servis sınıfında kullanılan önceliklendirme mekanizmasından dolayı yüksek servis sınıfı paketleri için minimum RTT kadar bekleme durumu da ortadan kalkmıştır. Bu durumdan kaynaklı olarak yüksek öncelikli sınıflarda 0,1ms değerlerine yakın erişim gecikmesi değerleri gözlemlenmiştir.



Şekil 4.6: hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)

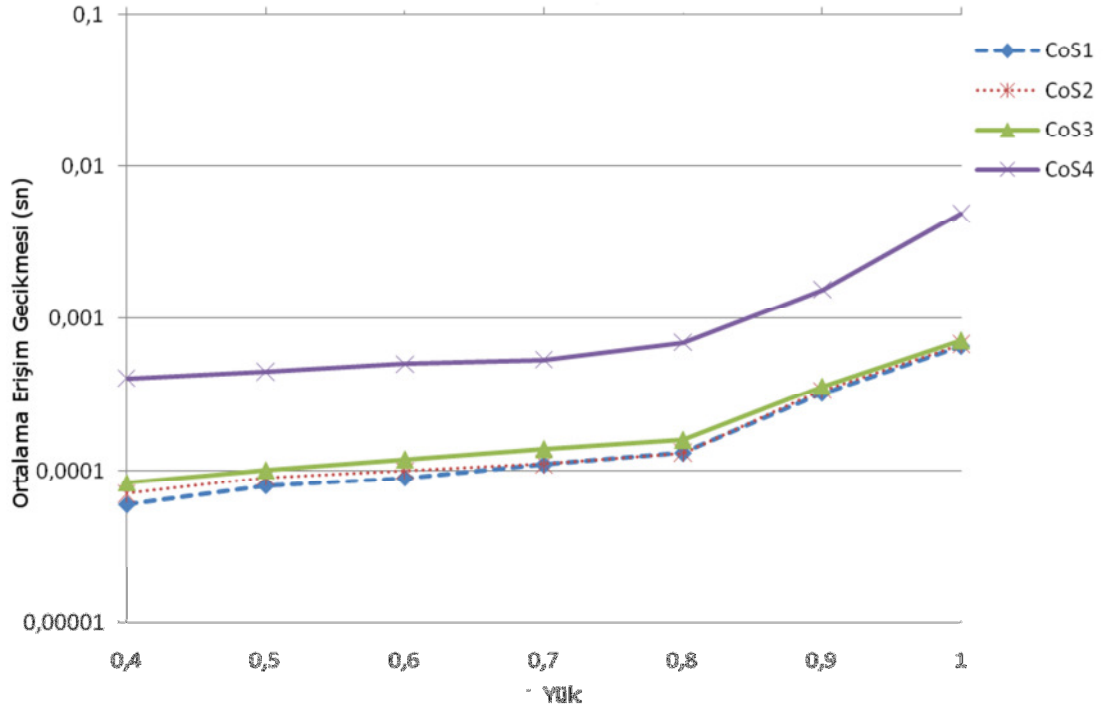


Şekil 4.7: IPACT Algoritması için Çoklu Servis Trafğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)

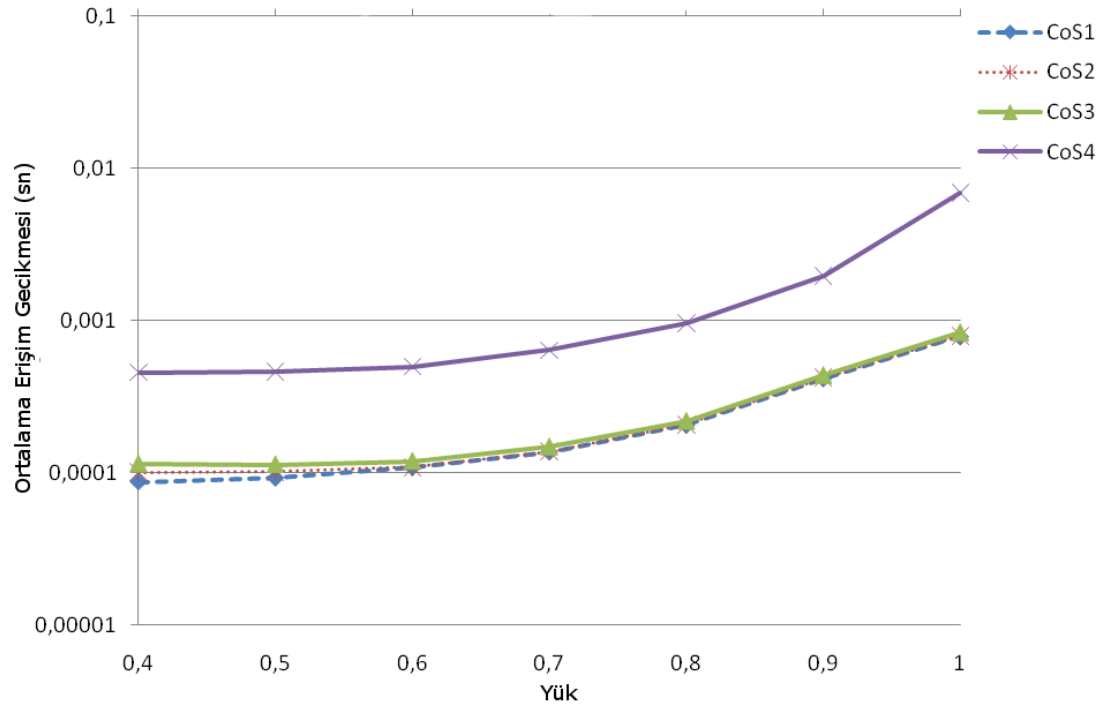


Şekil 4.8: oDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafikinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)

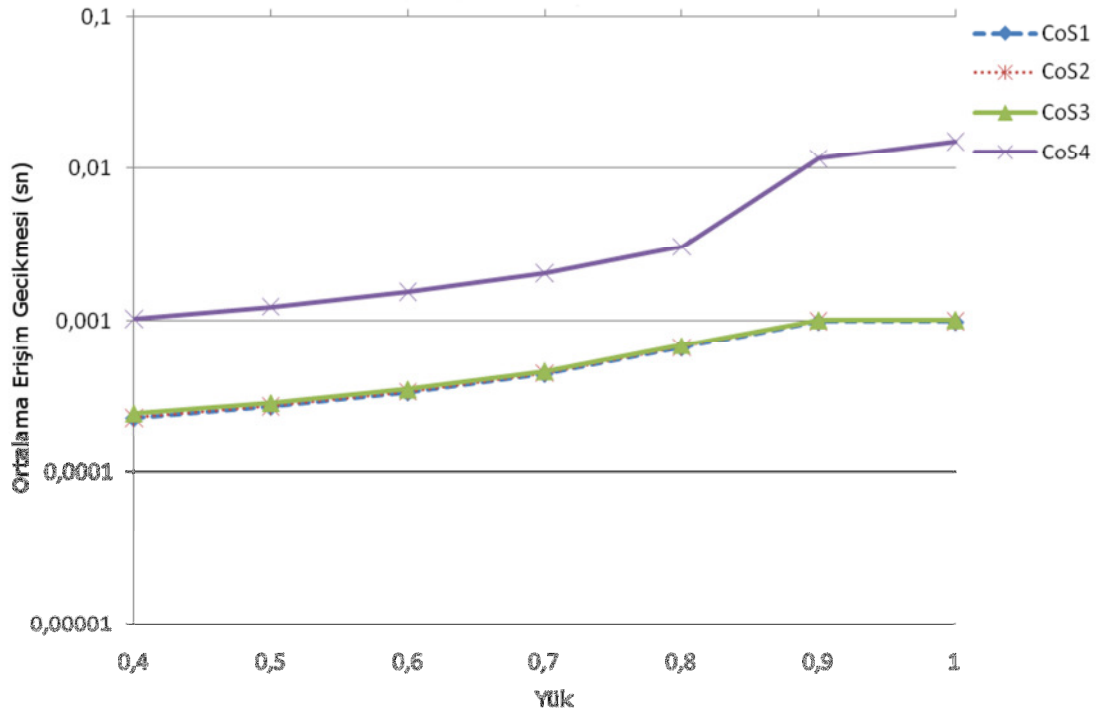
Şekil 4.9 - 4.10 ve 4.11’de sırası ile hcDBA, IPACT ve oDBA algoritmalarının 10Gbps’lık bant genişliğinde, dört servis sınıflı yapıdaki ortalama erişim gecikmesi değerleri verilmiştir. 1Gbps’lık durumdaki gibi yine hcDBA algoritmasının diğer algoritmalarla göre daha başarılı olduğu gözlemlenmiştir. 10Gbps’lık bant genişliğinde 0,4 yoğunlukta yüksek öncelikli trafiğin hizmet alma zamanı 0,1ms değerinin de altında gerçekleşmektedir. Bundaki başlıca neden bant genişliğinin artması sonucu benzer şekilde arttırdığımız çerçeve ve tampon bellek boyutları neticesinde yüksek öncelikli servis sınıflarının iletilmek için daha fazla imkan bulmalarıdır. 1Gbps’lık koşulda bir çerçeveye sığabilecek paket miktarı 10Gbps’lık koşulun onda biri kadardır. Çerçeve boyutunun artması ile sonraki çevrim için olan yüksek öncelikli paketin çerçeve içerisinde düşük öncelikli paket bulma ihtimali yükselmektedir. Çerçevedeki boşluk oranının bu duruma katkısı olmamaktadır. Çünkü; bir çevrimde OLT’den istenilen bant genişliği oranında çerçeve boyutundaki veri iletelebilmektedir. Çerçeve boyutundaki boşluğun kullanılabilme durumu erken tahmin yönteminde ele alınmıştır.



Şekil 4.9: hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)



Şekil 4.10: IPACT Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)



Şekil 4.11: oDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafığında Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)

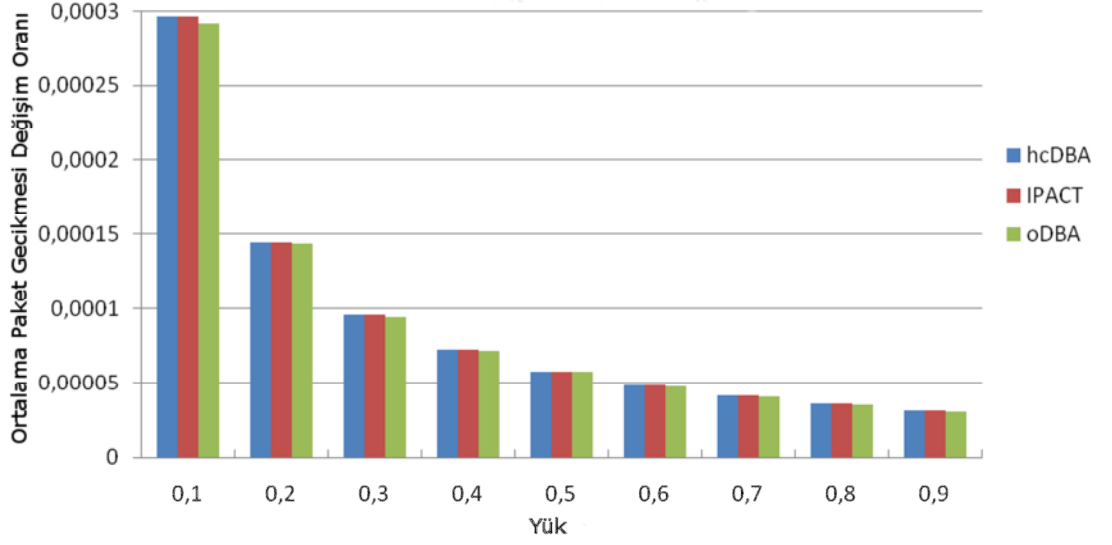
4.1.3. Paket Gecikme Değişimi Karşılaştırması

Bu bölümde algoritmaların paket erişim gecikmesi değişimine olan etkileri incelenmiştir. Şekil 4.12’de 1Gbps’lık bant genişliği için üç algoritmanın (0 - 1) arası yoğunluklarda paket erişim gecikmesindeki değişim oranları verilmiştir. Erişim gecikme oranlarındaki değişim trafik yoğunluğu arttıkça azalmaktadır. Her üç algoritmadaki değerler aynı yoğunluk altında birbirine oldukça yakın sonuçlar vermektedir. Tüm yoğunluklarda IPACT ve hcDBA algoritması için PDV değeri çok küçük farklılık göstermektedir. oDBA algoritması ise ciddi bir fark oluşturmayacak şekilde diğer iki algoritmadan biraz daha azdır. Buradan EPON yapısı için kullanılan algoritmadan ziyade trafik yoğunluğunun PDV üzerindeki etkisinin daha fazla olduğu söylenebilir.

PDV değeri özellikle yüksek öncelikli trafik sınıfı gerektiren uygulamalar (IPTV, VoIP, çevrim içi oyun, çevrim içi konferans) için önemlidir. Düşük öncelikli servis sınıfları için ise PDV değeri öncelik arz eden bir konu değildir. Klasik web tarayıcı

uygulamalarında veya dosya transferinde bilginin düzensiz olarak iletimi bir problem teşkil etmeyecektir. Şekil 4.12'deki grafik tek servis sınıfı olduğu durumdaki PDV'yi vermektedir. Tüm senaryolar için PDV sonuçları çok benzer olduğu ve genel olarak algoritmalara göre farklılık göstermediği için verilmemiştir.

Burada algoritmalar arasındaki farkın bu derece neden az olduğunu ve yoğunluk arttıkça PDV değerinin azalmasının nedeni; algoritmaların her birinde paketlerin sırası değişmeden iletilmesidir. Yani her paketin kuyruktaki bekleme süresi belli bir düzende olacaktır. Bu düzende dalgalanma ne kadar az olursa PDV değeri o oranda düşük olacaktır. Yüksek yoğunluktaki hizmet alma durumunu düşünecek olursak gelen paketler yüksek oranda bir çevrim zamanı kadar sonra hizmet alacaklardır. Çünkü bir önceki çevrim yoğunluğun fazla olmasından dolayı çoğu kez tam kapasite olarak dolu olacaktır. Yoğunluk değeri azaldıkça kuyruktaki paket sayısının zaman içerisindeki değişimi artacaktır. Kuyruk uzunluğunun değişimi yeni gelecek paketlerin hizmet alma süresini sadece geliş sıklıklarına bağlı olmaktan çıkartacak aynı zamanda diğer ONU'lardaki kuyruk boyutlarının durumunu da bir parametre olacak alacaktır. Çünkü bir ONU'nun kuyruğundaki paketlerin hizmet alma zamanları kuyruk boyutu ve çevrim süresi ile birebir ilişkilidir ve düşük yoğunlukta çevrim süreleri tüm ONU'ların kuyruk boyutlarının anlık farklılaşmasından dolayı sürekli değişim göstermektedir. Grafikte bunun bir yansıması olarak düşük yoğunluktaki PDV değerlerinin yüksek yoğunluklara kıyasla yüksek olduğunu ve yoğunluk arttıkça PDV değerlerinin azalarak bir düzene girdiklerini görmekteyiz. Algoritmaların tamamında aynı kuyruklama sistemi kullanılması ve paket sıralarının değiştirilmemesi nedeni ile farklı algoritmaların PDV üzerine önem arz edecek bir etkisi bulunmamaktadır. hcDBA algoritması oDBA'ya göre çok az bir farkla PDV miktarını arttırmaktadır. Bunun nedeni de kuyruklarda birikme miktarının hcDBA'da daha düşük olmasından dolayı daha düzensiz bir trafiğin oluşmasıdır. Erişim gecikmesi zamanındaki ve bant genişliği kullanımındaki kazanç yanında bu göze alınabilecek bir kayıptır.



Şekil 4.12: Paket Gecikme Değişimi PDV (Packet Delay Variations) (1Gbps)

4.2. ERKEN TAHMİN YÖNTEMİNİN PERFORMANS ANALİZİ

Bu bölümde hcDBA algoritmasının erken tahmin yöntemi ile genişletilmiş versiyonu incelenmiştir. İncelemelerde performans karşılaştırılması için hcDBA ve IPACT algoritma sonuçları referans alınmıştır. Bölüm 4.1’de de görüleceği üzere saf oDBA yönteminin sonucu oldukça kötü çıktığı için p-hcDBA’nın diğer algoritmalarla farkının daha rahat grafiklerde temsil edilebilmesi için sonuçlarda gösterilmemiştir.

Sonuçlarla ilgili olarak değinilmesi gereken bir nokta da neden diğer erken tahmin yöntemleri ile karşılaştırılmıyor olmasıdır. Literatürde birçok erken tahmin yöntemi ortaya atılmıştır. Bu erken tahmin yöntemleri genel olarak bant genişliğinin tamamının ONU’lar arasında dağıtımını yönetmeyi amaçlarlar ve tamamen erken tahmin yapısı üzerine modellenmişlerdir. Bu yöntemlerin internet trafiğinin ve kullanıcı alışkanlıklarının düzensizliğinden dolayı gerçek hayatta çok fazla başarımlı sağlayamayacağı, simülasyon ortamı gibi sentetik sonuçlarda iyi görülebilen sonuçlar verdiği bilinmektedir. p-hcDBA algoritmasının tasarımındaki erken tahmin yöntemi algoritmanın tamamen erken tahmin mekanizmasına dayanmaması açısından bu algoritmalarla farklılık arz eder. p-hcDBA’daki erken tahmin yöntemi sadece sistemin çevrimiçi kipte çalıştığı sürece aktif olmaktadır. Ayrıca geliştirilen erken tahmin

mekanizması hcDBA üzerinde bir iyileştirmeye sebep olup olmadığı temel araştırma amacımızı oluşturmaktadır. Sıfırdan bir erken tahmin temelli yaklaşım üretilmesi amaçlanmamıştır.

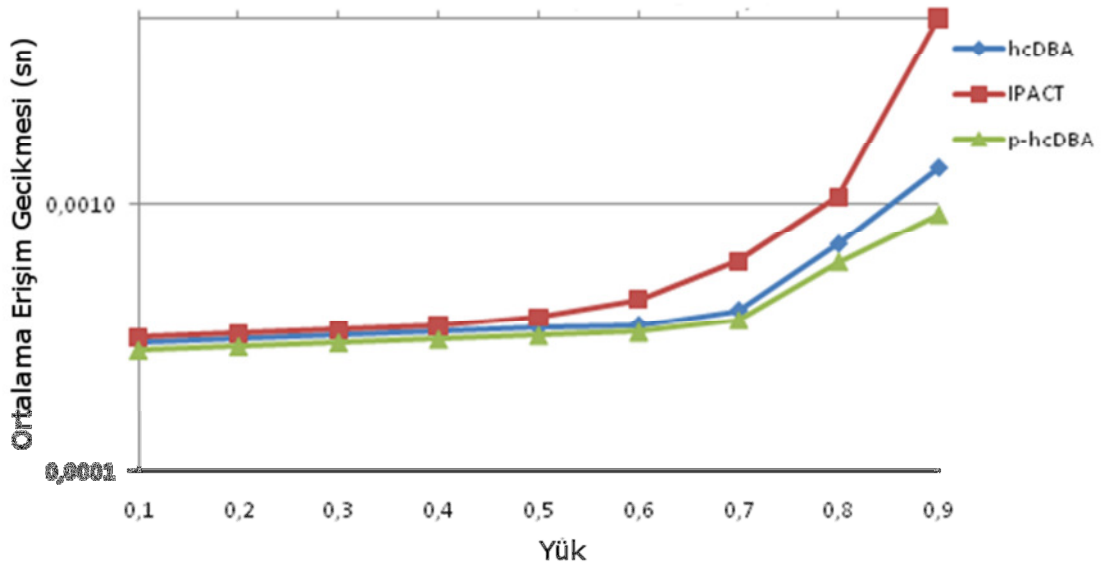
Paket kayıp miktarları ilgili algoritmalarda önemsenmeyecek kadar az olduğu için bu bölümde tekrar incelenmemiştir. PDV açısından da önceki bölümde bahsedilen durumlar p-hcDBA algoritması için de geçerlidir. Bu nedenle PDV de bu bölümde tekrar incelenmemiştir. Takip eden kısımda erişim gecikmesi karşılaştırmaları tekil ve çoklu servis sınıflarında 1Gbps ve 10Gbps senaryolar için karşılaştırmalı olarak verilmiştir.

4.2.1. Erişim Gecikmesi Karşılaştırması

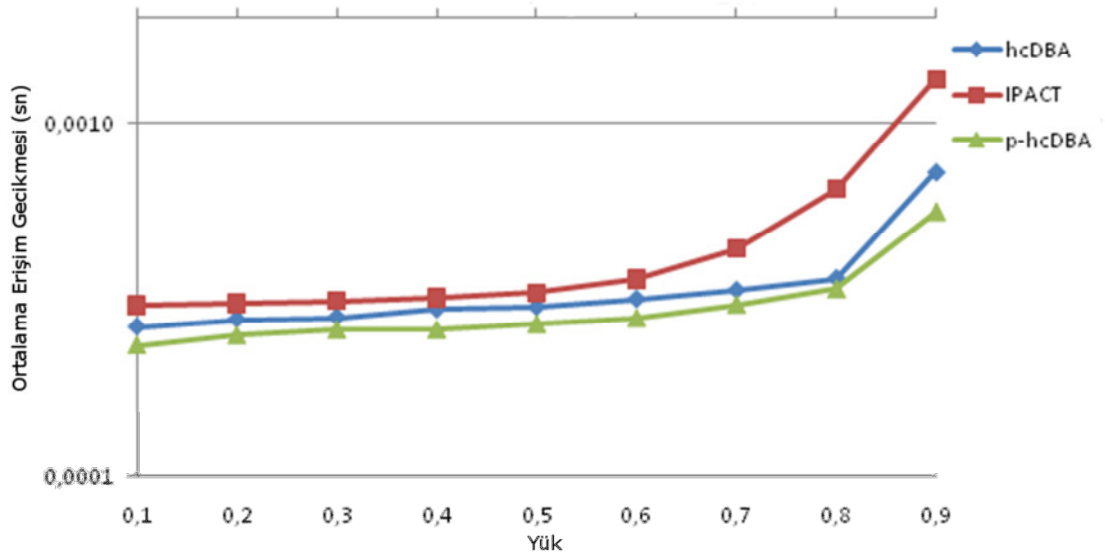
Algoritmaların temel başarımı arasındaki farkı görmek için öncelikli olarak tekil servis senaryosu olan durum incelenmiştir. Şekil 4.13 ve 4.14'te sırası ile 1Gbps ve 10Gbps'lık durumlar için tekil servis sınıfında üç algoritmanın ortalama erişim gecikmesi değerleri karşılaştırılmıştır. Grafikten de görüleceği üzere erken tahmin eklentisi p-hcDBA değerlerinin standart hcDBA değerlerine göre daha düşük olmasını sağlamıştır. Erken tahmin mekanizmasının sadece online kipte çalıştığı bilinmektedir. Yine daha önceki bölümlerde online kipte sistemin çalışmasının sistemde hat yoğunluğunun az olduğunun bir göstergesi olduğunu ve düşük yoğunluklarda sistemin daha fazla online kipte çalışacağına değinilmişti. Bu durumda düşük yoğunluklarda p-hcDBA algoritmasındaki erken tahmin sisteminin başarımını daha fazla göstermesi beklenebilir. Ama erken tahmin yöntemi yanında bir dezavantajı da getirmektedir. Bu dezavantaj yanlış tahminde bulunma durumudur. Yanlış tahminde bulunma durumunda ihtiyaç duymayacak bir ONU'ya gereğinden fazla bant genişliği verildiği için diğer ONU'ların hizmet alması geciktirilmiş olacak ve sistemin tümüne bakıldığında genel performans düşmüş olacaktır. Bu nedenden dolayı erken tahmin metodu hcDBA algoritmasının sadece çevrimiçi kısmına eklenmiştir. Çünkü çevrimiçi çalışan bölümde bant genişliği ihtiyacı çok yüksek değildir ve bazı kullanıcılara fazladan bant genişliği vermek diğer kullanıcıların performansını aşırı derecede kötü yönde etkilemez. Diğer taraftan sistemin çevrimdışı kipte çalıştığı zamanda bir erken tahmin mekanizması uygulansa ve bu tahmin işlemi yanlış yapılmış olsa, sistem kaynakları gereksiz yere

heba edilmesinin yanında ihtiyaç duyacak ONU'ların hizmet alma durumları maksimum çevrim süresini geçecek kadar geciktirilmiş olacaktır. Ayrıca bant genişliği sınırına erişmiş yani daha fazla göndereceği paketi olduğu bilinen bir ONU'ya bant genişliği çerçeve sınırından dolayı, daha fazla bant genişliği veremezken sınıra varmamış bir ONU'ya fazladan verilen bant genişliği ihtiyacı olan ONU'nun çok daha sonra hizmet almasına neden olacaktır.

1Gbps ve 10Gbps'lık senaryoları aralarında değerlendirecek olursak, önceki bölümde 10Gbps'lık senaryodaki erişim gecikmelerinin daha düşük olduğundan bahsedilmişti. p-hcDBA algoritması için de durum aynı olmaktadır. Ayrıca erken tahmin işlevinin 10Gbps'lık senaryoda başarımlar üzerine etkisinin daha da yüksek olduğu görülmüştür. Bunun nedeni yüksek bant genişliğinde yüksek miktardaki paket üretiminde tahminen verilen fazla bant genişliğinin, isabetli olma ihtimalinin daha fazla olmasıdır. Yani vermiş olduğumuz fazlalık bant genişliğinin, doldurulma durumu daha çok olacaktır. Bu sonuç erişim gecikmesi performansı üzerinde başarımın artışı yönünde etki edecektir.

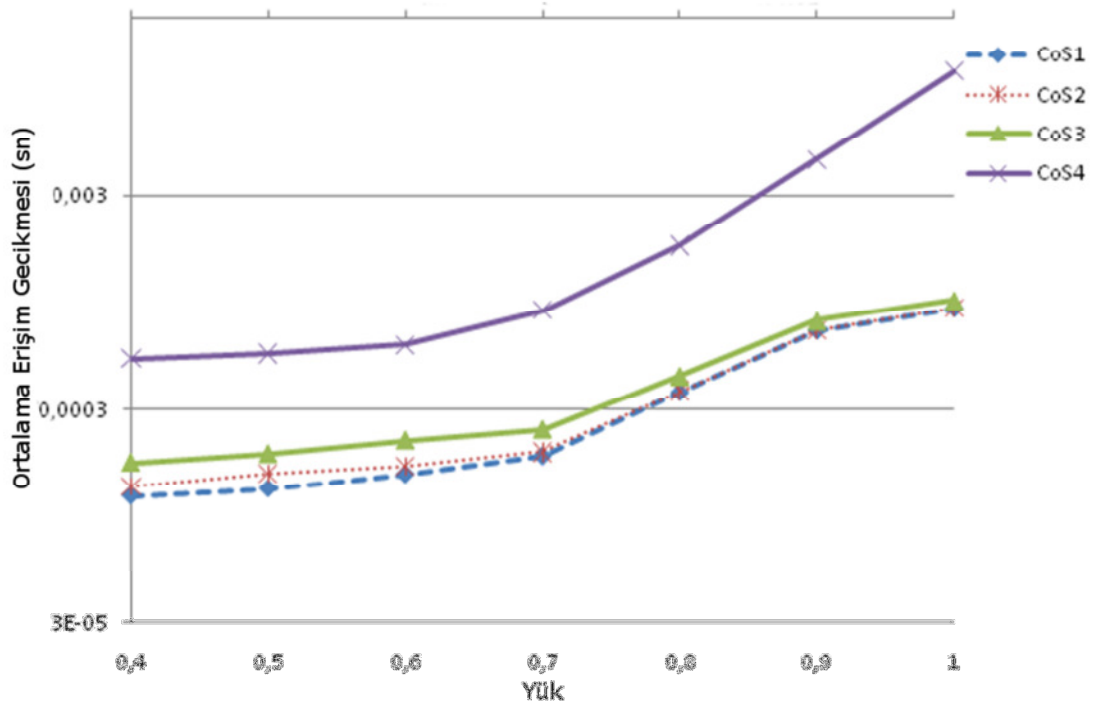


Şekil 4.13: Tekil Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)

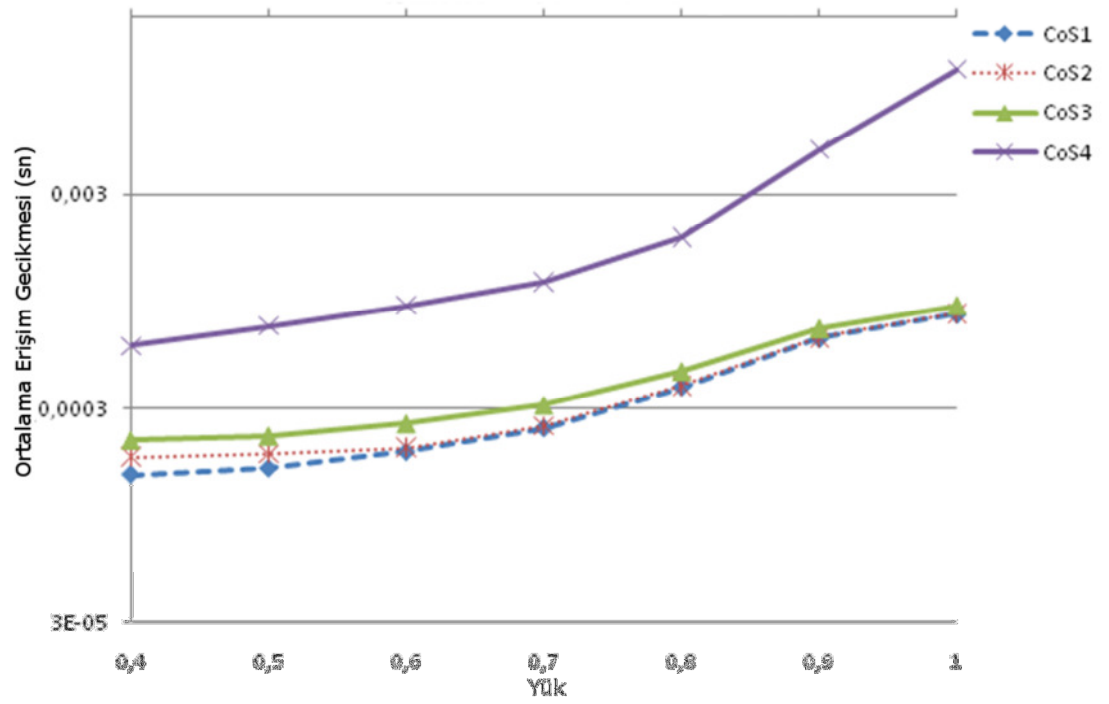


Şekil 4.14: Tekil Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)

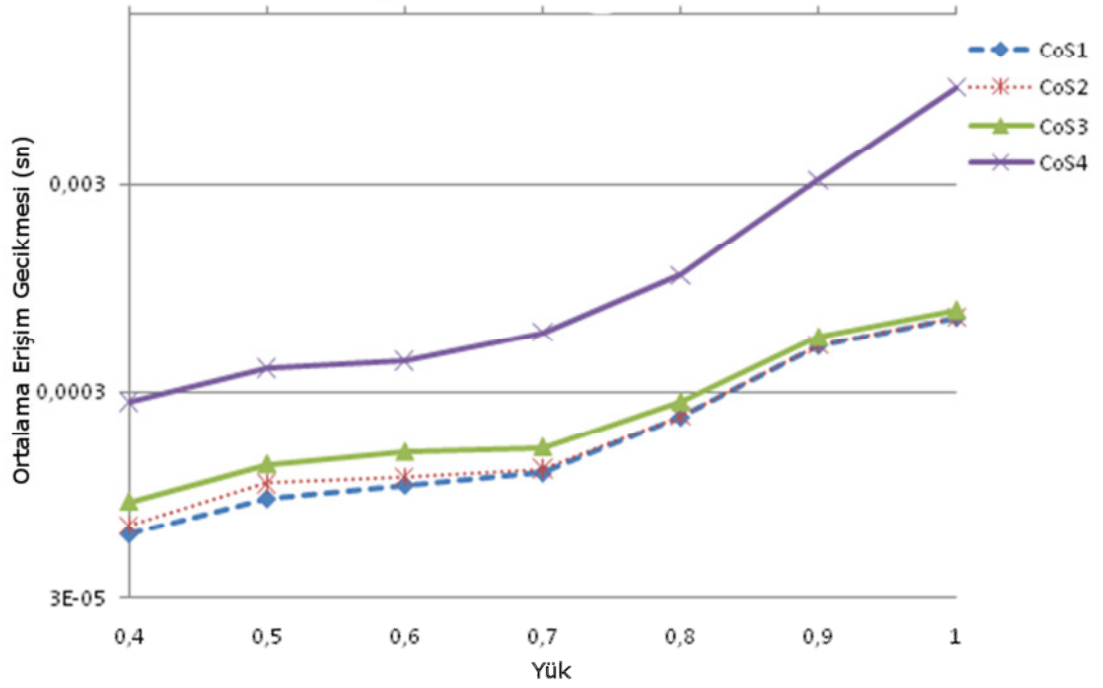
Şekil 4.15, 4.16 ve 4.17’de sırası ile hcDBA, IPACT ve p-hcDBA algoritmalarının 1Gbps’lık durumda, çoklu servis sınıfı için ortalama erişim gecikme değerleri verilmiştir. Erken tahmin mekanizması çoklu servis sınıflarının kullanıldığı durumda da p-hcDBA için performans artışı sağlamıştır. Performans artışının daha çok yüksek öncelikli servis sınıflarında gerçekleştiği gözlemlenmiştir. Bunun nedeni olarak kullanılan çift seviyeli tampon bellek yapısında erken tahmin ile ek bir bant genişliği verilecek olursaydı bunun öncelikli olarak yüksek öncelikli sınıf tarafından kullanılıyor olmasıdır. Bu sayede yüksek öncelikli paketlerin kuyrukta bekleme süreleri daha da kısaltılmış olmaktadır.



Şekil 4.15: hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)

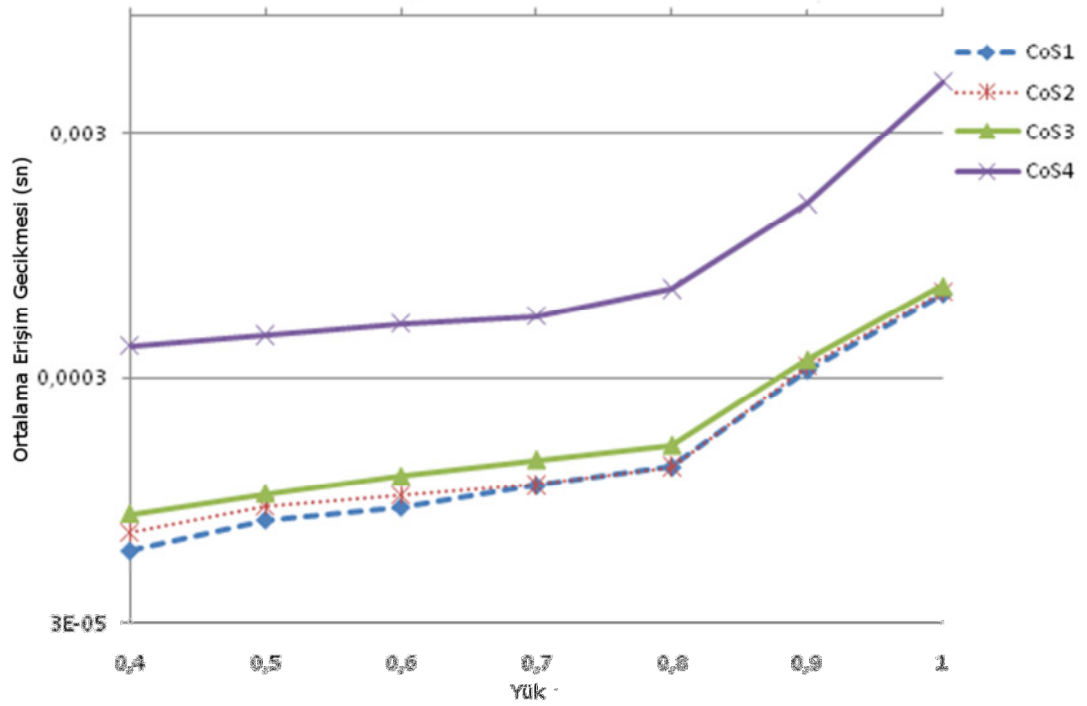


Şekil 4.16: IPACT Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)

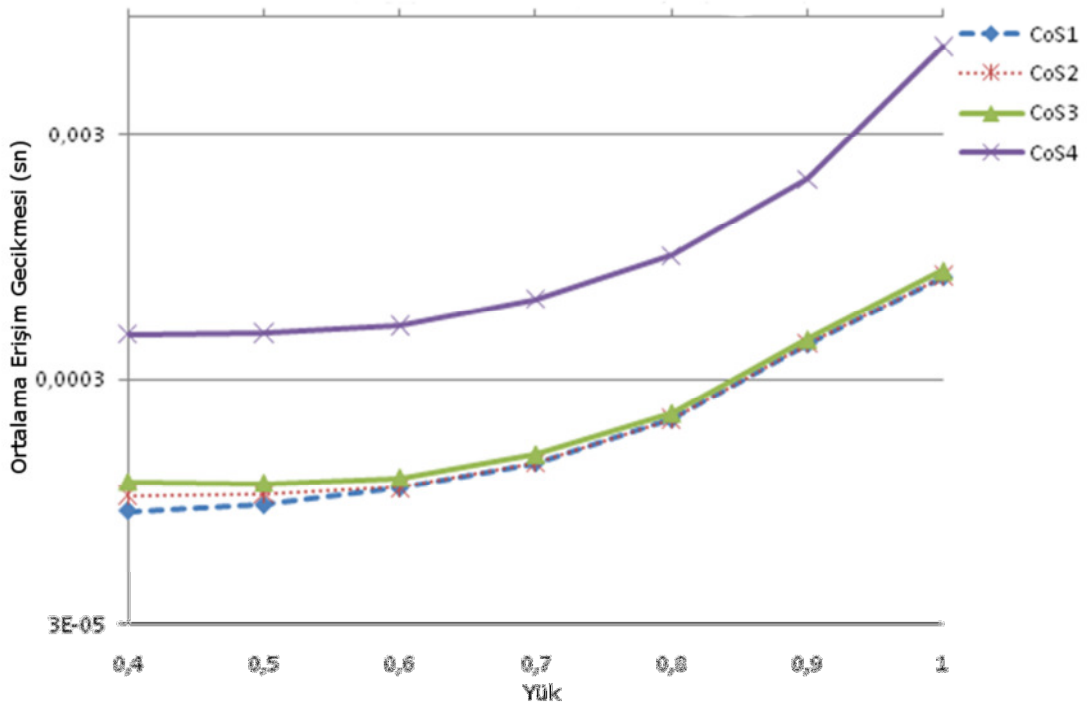


Şekil 4.17: p-hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)

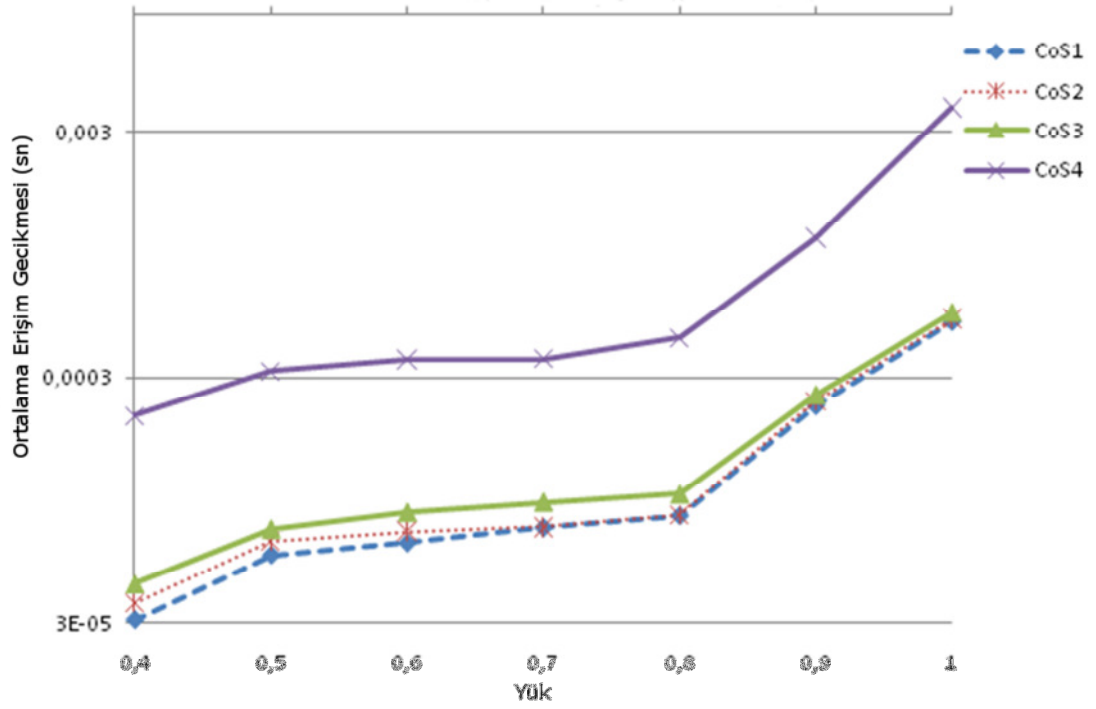
Şekil 4.18, 4.19 ve 4.20’de sırası ile hcDBA, IPACT ve p-hcDBA algoritmalarının 10Gbps’lık durumda, çoklu servis sınıfı için ortalama erişim gecikme değerleri verilmiştir. Erken tahmin mekanizmasının başarıma etkisi 1Gbps’lık durumda olduğu gibi bu durumda da gözlemlenmiştir.



Şekil 4.18: hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)



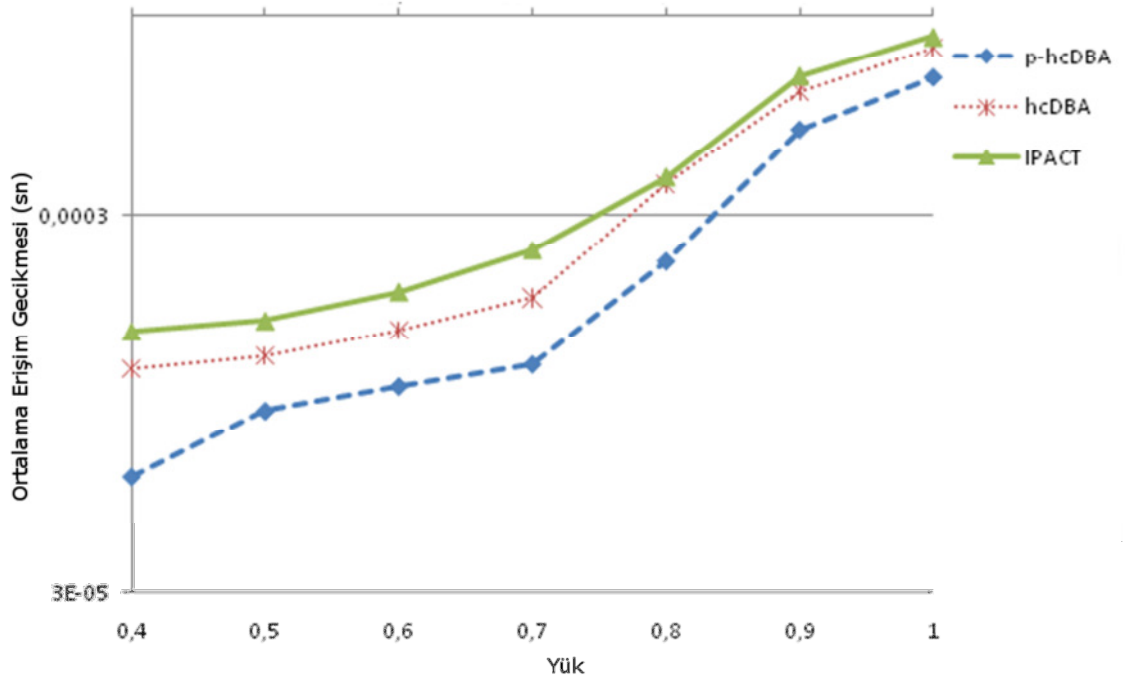
Şekil 4.19: IPACT Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)



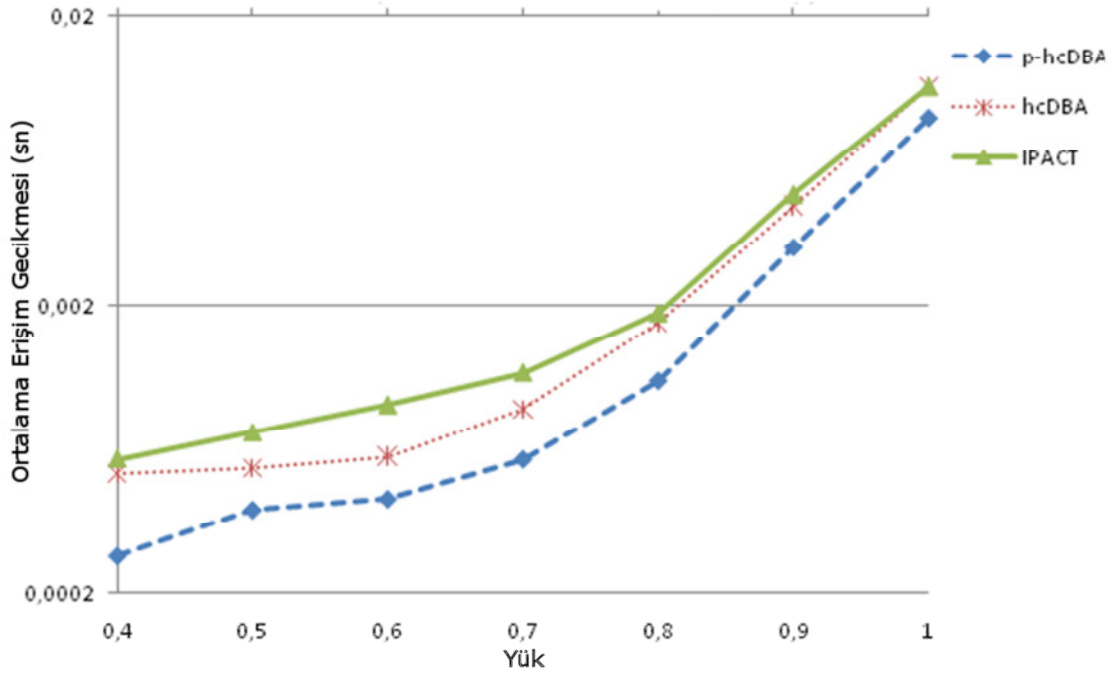
Şekil 4.20: p-hcDBA Algoritması için Çoklu Servis Trafiğinde Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)

Algoritmalar arasındaki performans farkının daha rahat görülmesi açısından aynı servis sınıfı için her üç algoritmanın verdiği değerler 1Gbps'lik yukarı akım bant genişliği senaryosu için Şekil 4.21'de CoS1 ve Şekil 4.22'de CoS4 trafik sınıfı ortalama erişim gecikmesi değerleri verilmiştir. Buradan p-hcDBA'nın yüksek öncelikli trafiğin erken iletimine katkısı daha açık şekilde görülmektedir. Düşük yoğunluklarda bu katkı daha fazla olmaktadır ve tüm yoğunluklarda fark mevcuttur. CoS4 için erken tahmin mekanizmasının sağladığı etki yine olumlu olmasına rağmen yüksek öncelikliye göre daha kısıtlıdır.

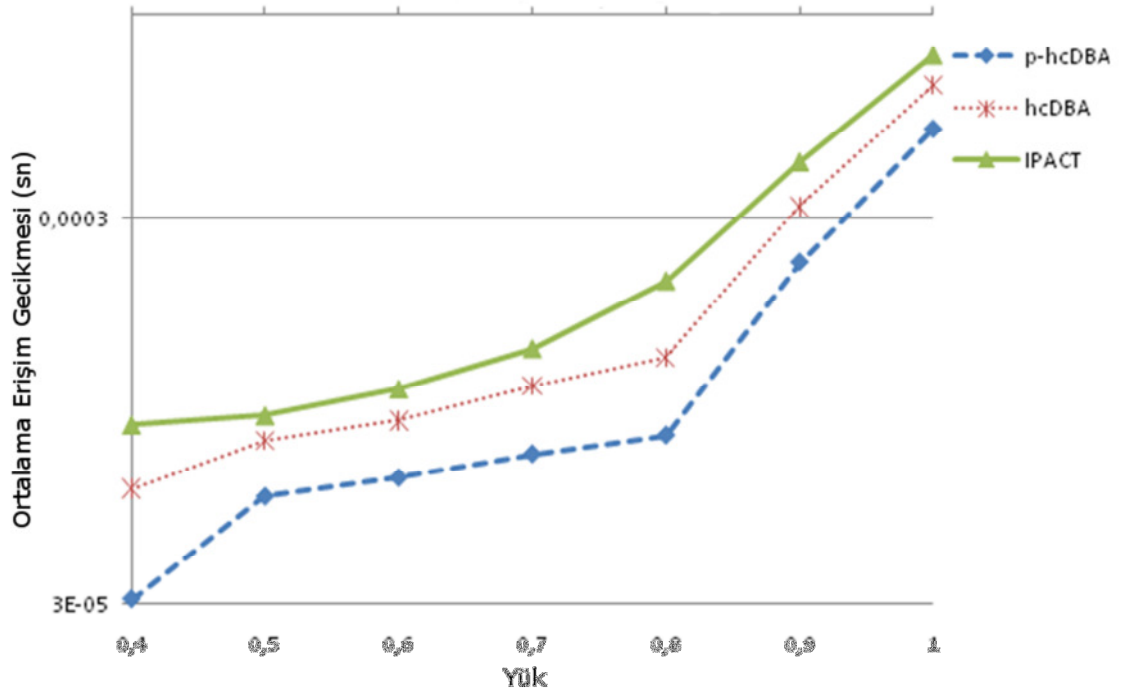
Şekil 4.23 ve 4.24'te 10Gbps'lı senaryo için üç algoritmanın CoS1 ve CoS4 karşılaştırmaları sunulmaktadır. Bu grafiklerde de p-hcDBA'nın her yoğunluk değerinde standart yönteme göre daha başarılı bir grafik sergilediği ortaya konulmuştur.



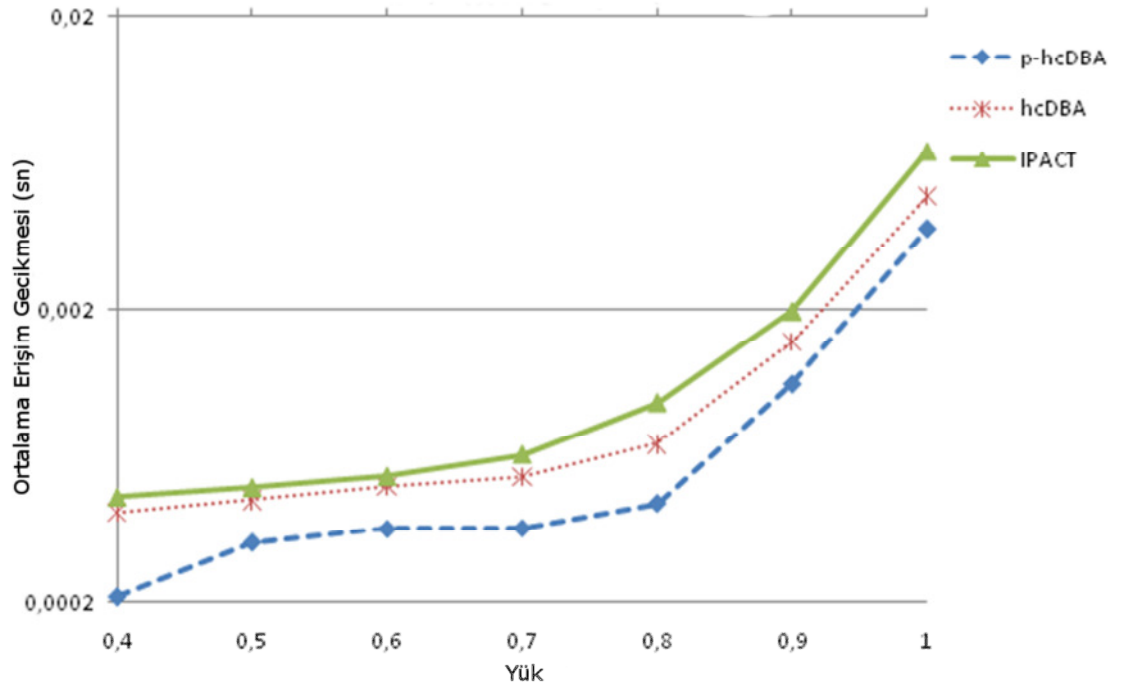
Şekil 4.21: Çoklu Servis Trafiğinde En Yüksek Öncelikli Trafik(CoS1) Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)



Şekil 4.22: Çoklu Servis Trafiğinde En Düşük Öncelikli Trafik(CoS4) Ortalama Erişim Gecikmeleri (1Gbps)



Şekil 4.23: Çoklu Servis Trafiğinde En Yüksek Öncelikli Trafik(CoS1) Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)



Şekil 4.24: Çoklu Servis Trafiğinde En Düşük Öncelikli Trafik(CoS4) Ortalama Erişim Gecikmeleri (10Gbps)

4.3. IPACT ALGORİTMASI İLE EPON'DA YUKARI YÖNDE TRAFİK ANALİZİ

Bu bölümde EPON'daki yukarı akım kanalının trafik karakteristiğinin simülasyon ortamında incelenmesi sonuçları verilmiştir. EPON için ONU'larda CBR ve öz-benzer trafik kaynakları kullanılmıştır. CBR trafik, yüksek öncelikli sınıflar için 70 byte'lık paketler üretecek şekilde ayarlanmıştır. Öz-benzer trafik kaynakları, düşük öncelikli trafik için 50, 500 ve 1500 bytelık paketler üretecek şekilde ayarlanmıştır. Simülasyon çalışmaları sonucunda yapılan gözlemlerde EPON'un yukarı akım kanalında, OLT girişinde paket tiplerinin her birinin dağılımı Poisson benzeri davranış özellikleri göstermiştir.

EPON'un yukarı akım kanalındaki çizelgelemeyi düzenlemek için kullanılan MAC protokolü OLT'ye paketlerin varışını yumuşatarak daha düzenli hale getirmektedir. Paketler birden fazla kaynaktan geliyor olsalar da tek bir fiber hattı çakışma olmadan paylaşmak durumundadırlar. Ortak paylaşılan hat üzerinde paketler birbiri ardına sıralanırlar. Her bir ONU'dan gelen paket kümesinden sonra koruma zamanından veya kullanılmayan bant genişliğinden kaynaklanan bir boşluk oluşmaktadır. MAC protokolünün çalışması neticesinde ONU'larda üretilen paketler bu şekilde ardışık belirli bir düzen içerisinde iletilirler. Bunun neticesinde OLT'ye varan paketlerin davranışı ONU'lardaki paket üretimine göre farklılaşmaktadır.

Şekil 4.25'ten 4.28'e kadar gösterilen grafiklerde değişik zaman ölçeklerinde OLT'ye varan paket miktarları gösterilmiştir. Şekiller üzerinde soldaki grafiklerde Poisson trafik üreticinden elde edilen değerler, sağdaki grafiklerde ise öz-benzer trafik üreticinden elde edilen değerler sunulmuştur. Her şekildeki orta sütunda EPON'un yukarı akım kanalında toplanan değerler sunulmuştur. Çalışmadaki amaç, EPON'da yukarı akım kanalında iletilen verinin davranışının tam bir simülasyon çalıştırmadan daha basit şekilde uygulanabilirliğini incelemektir. Bu açıdan Poisson ve öz-benzer trafik üreticilerinden çıkan değerler sanki tek seviyeli bir tampon bellekten geçiyormuş gibi çakışma olmayacak hale dönüştürüldükten sonra ölçüm gerçekleştirilmiştir. Bunun nedeni MAC sayesinde EPON'da çakışan (üst üste binmiş şekilde iletilen) paketin olmayışıdır. Şekil 4.25'de bir saniye aralıkla toplanmış değerler verilmektedir. Buradaki

değerlere bakıldığında paketlerin bir saniye aralıklardaki değerleri üç modelde de az değişim göstermiş ve birbirine yakın sonuçlar vermiştir. Sonraki grafiklerde zaman aralığı kademeli olarak daraltıldığında, her üç modelin değişimi izlenmiştir. Öz-benzer trafik zaman gösterge aralığı daraltıldıkça veri trafiğine yakın olarak daha değişken değerler almaktadır. Poisson trafiğinde yapısı gereği daha az değişim gerçekleşir. EPON yukarı akım kanalından toplanan değerlere bakıldığında, EPON simülasyonunda kullanılan trafik üreticinin öz-benzer olmasından bağımsız olarak anlık paket yoğunluğu değişim grafikleri zaman skalası düştükçe Poisson trafiğe benzer kaldığı gözlenmiştir.

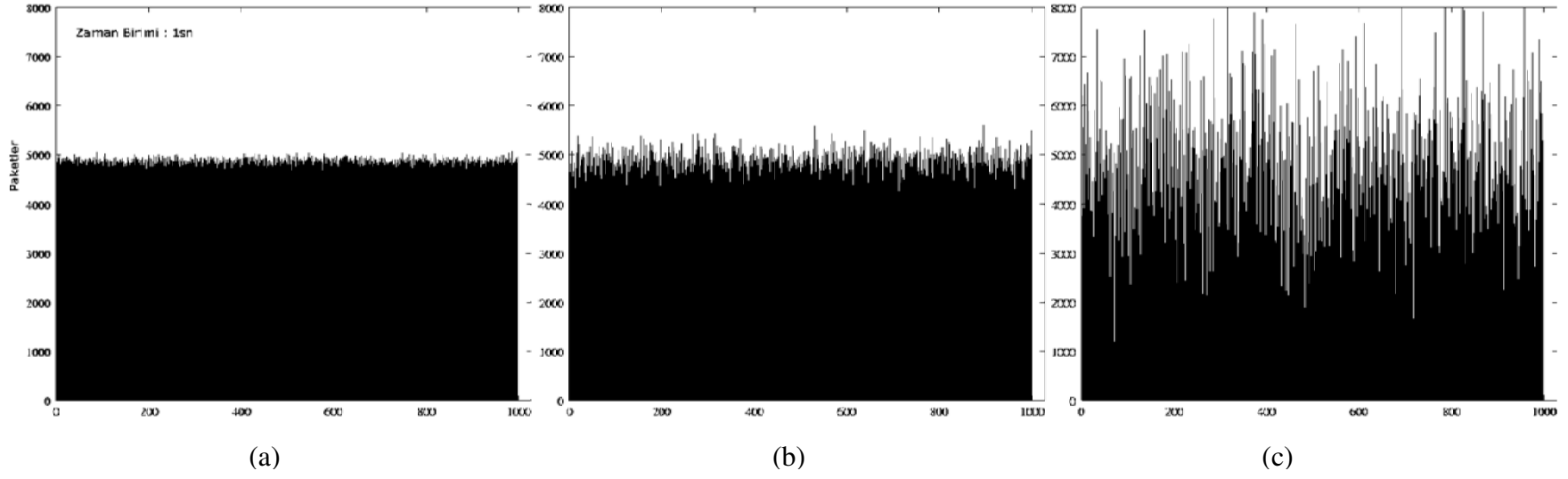
Şekil 4.29'dan 4.32'ye sırasıyla 50, 70, 500 ve 1500 byte olarak üretilen paketler için üç modeldeki paket erişim zaman farklılıkları verilmiştir. Poisson ve öz-benzer trafikler yukarıda da bahsedildiği gibi bir tampon belleğe tabi tutularak hesaplanmıştır. EPON için bakılacak olursa 70 byte, "CBR" yüksek öncelikli trafiği temsilen; 50, 500, 1500 bytelık paket tipleri de öz-benzer yapıda olup düşük öncelikli trafiği temsilen kullanılmaktadır. EPON sonuçlarına bakıldığında ONU'lardaki kullanılan trafik kaynağından bağımsız olarak OLT'de toplanan paket davranışlarının Poisson trafik üreticisi sonuçlarına benzediği dört grafikte de gözlenmiştir.

Tablo 4.1'de EPON'un yukarı akım kanalında OLT girişinde elde edilen değerlerin örnek karşılaştırma Poisson modeli ile karşılaştırılmasında paket geliş aralıkları değerlerindeki korelasyon bilgileri verilmiştir. Korelasyon değerinin yüksek oluşu iki modelin ne kadar birbirine yakın olduğunu göstermektedir. Tabloda görüleceği üzere en düşük benzeşme 50byte paketlerde yaşanmıştır ve o da %70 değerinin üzerindedir.

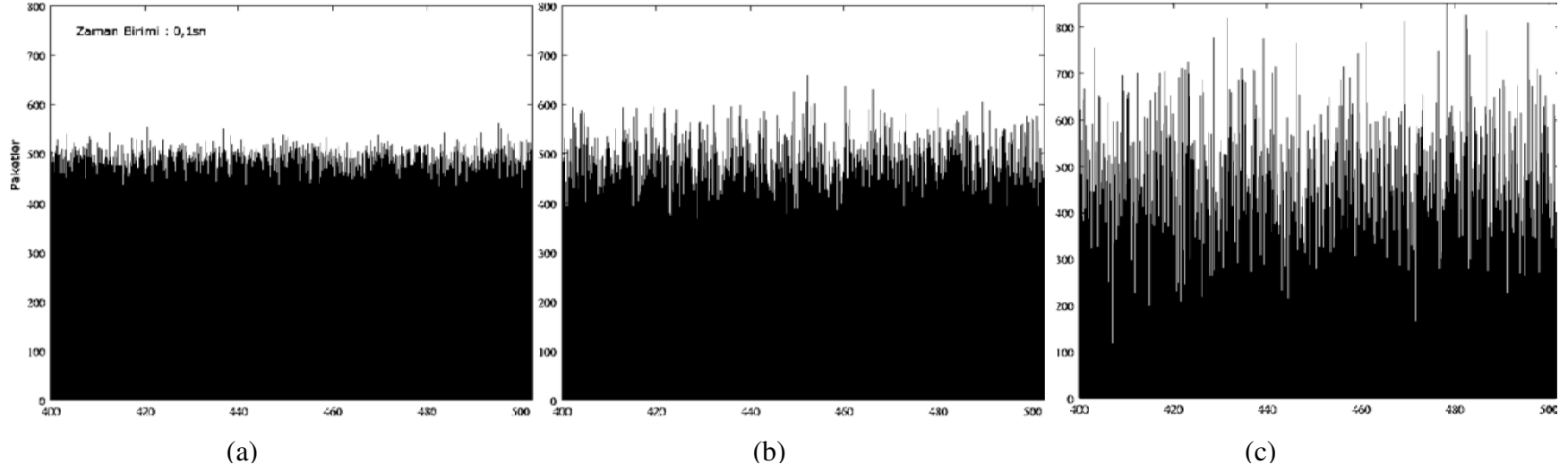
Burada elde edilen sonuçlarla OLT sonrasındaki metro ağların simülasyonunda, OLT davranışını modellemek için tam bir EPON yapısına ihtiyaç duymaksızın benzer bir trafik davranışını Poisson üreteçlerle simülasyona uygulanabileceği söylenebilir.

Tablo 4.1: Poisson Trafik ile EPON Yukarı Akım Trafiği Korelasyon Değerleri

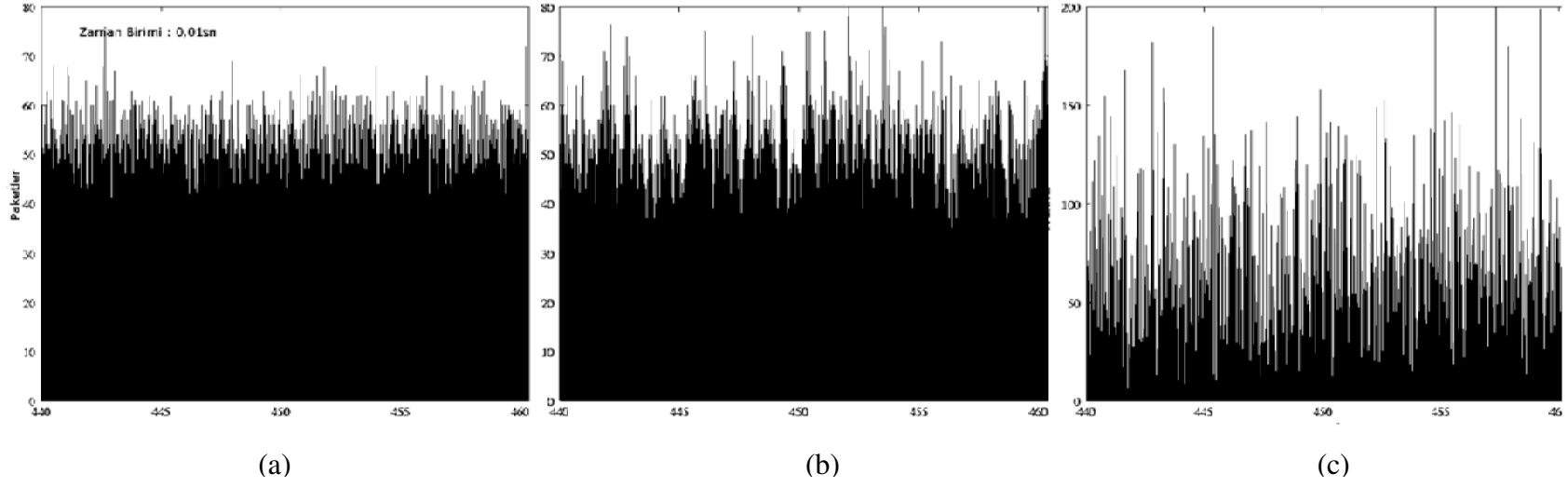
	50 byte	70 byte	500 byte	1500 byte
Korelasyon Değeri	0,73	0,88	0,93	0,91



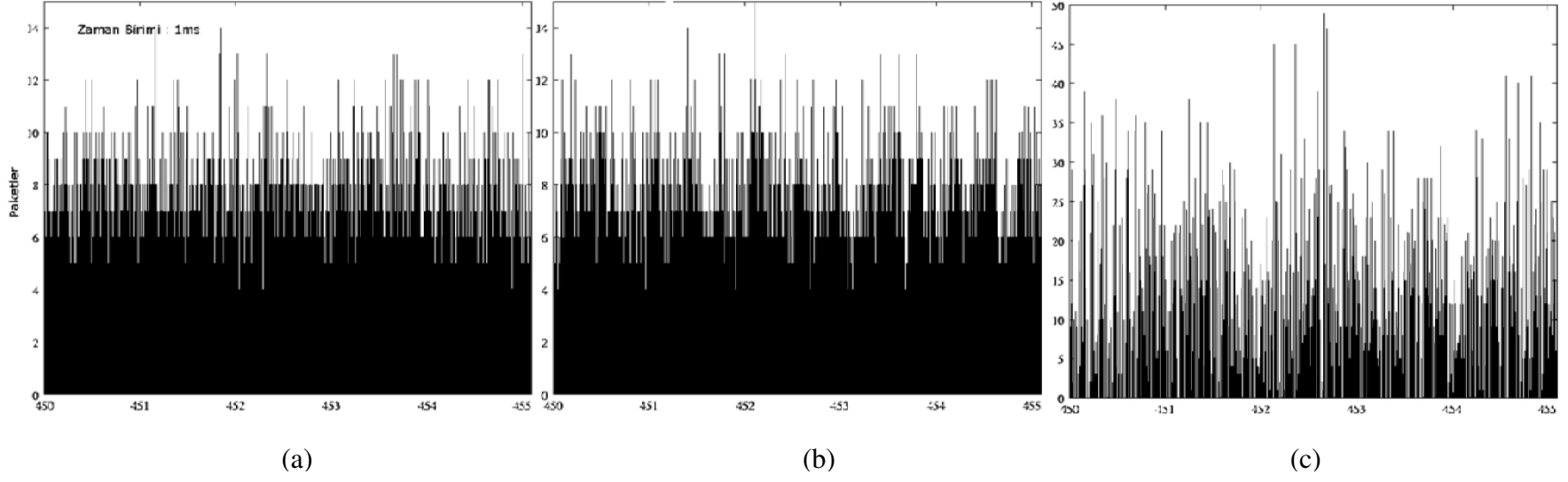
Şekil 4.25: 1sn zaman aralıkları ile iletilen paket sayıları (a) Poisson, (b) EPON upstream, (c)Öz-benzer



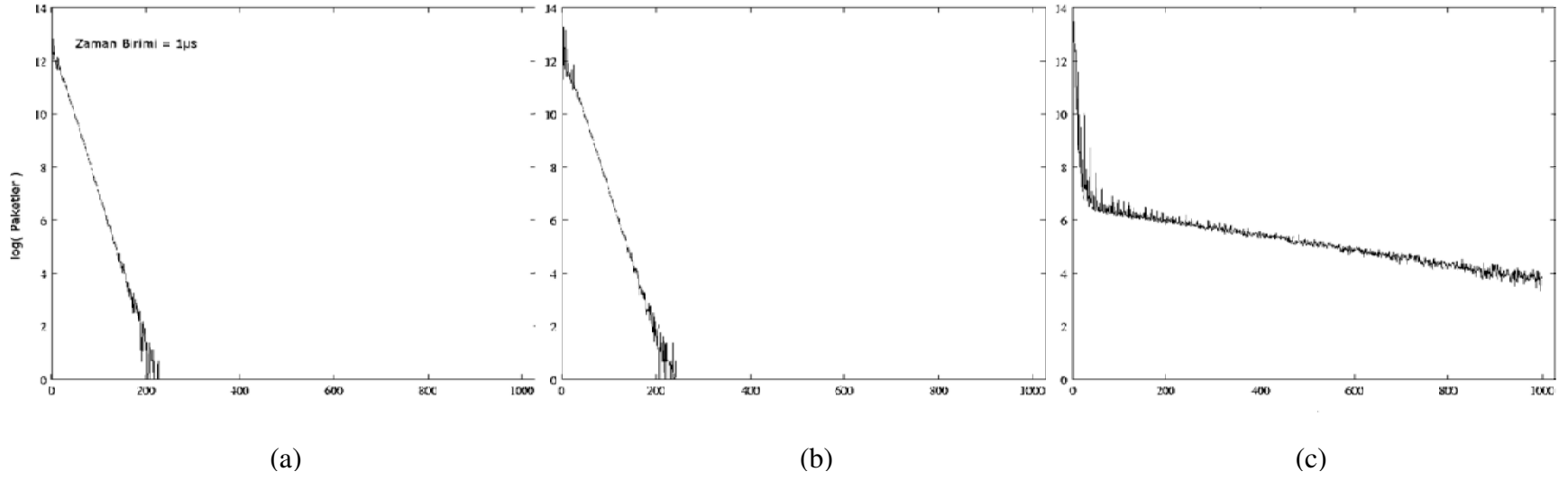
Şekil 4.26: 0.1sn zaman aralıkları ile iletilen paket sayıları (a)Poisson, (b)EPON upstream, (c) Öz-benzer



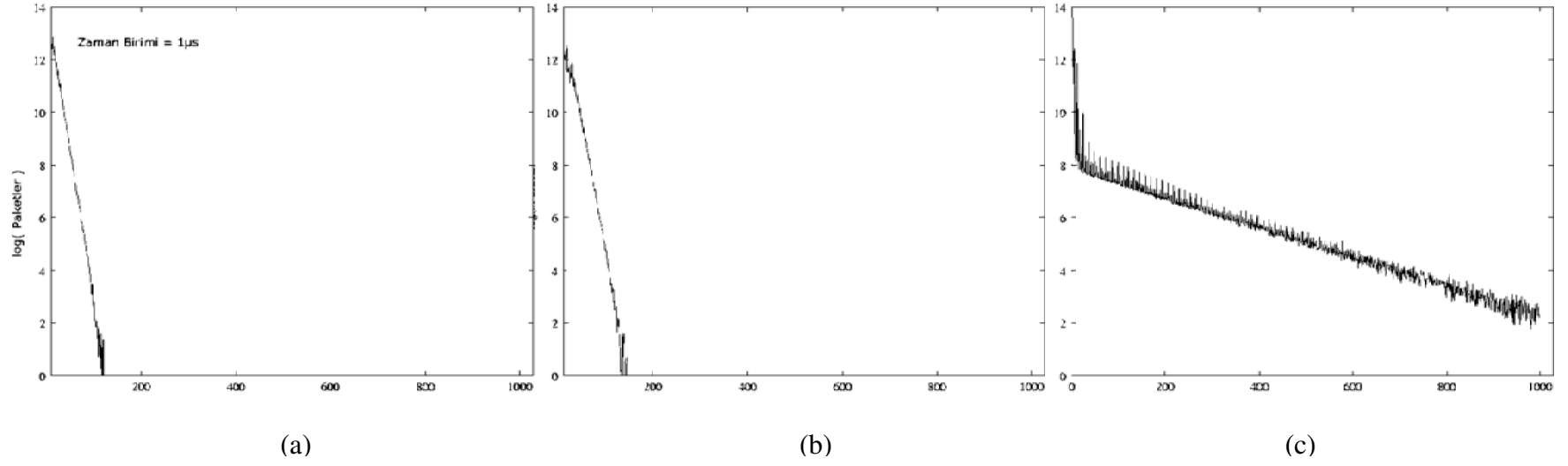
Şekil 4.27: 0.01sn zaman aralıkları ile iletilen paket sayıları (a) Poisson, (b) EPON upstream, (c) Öz-benzer



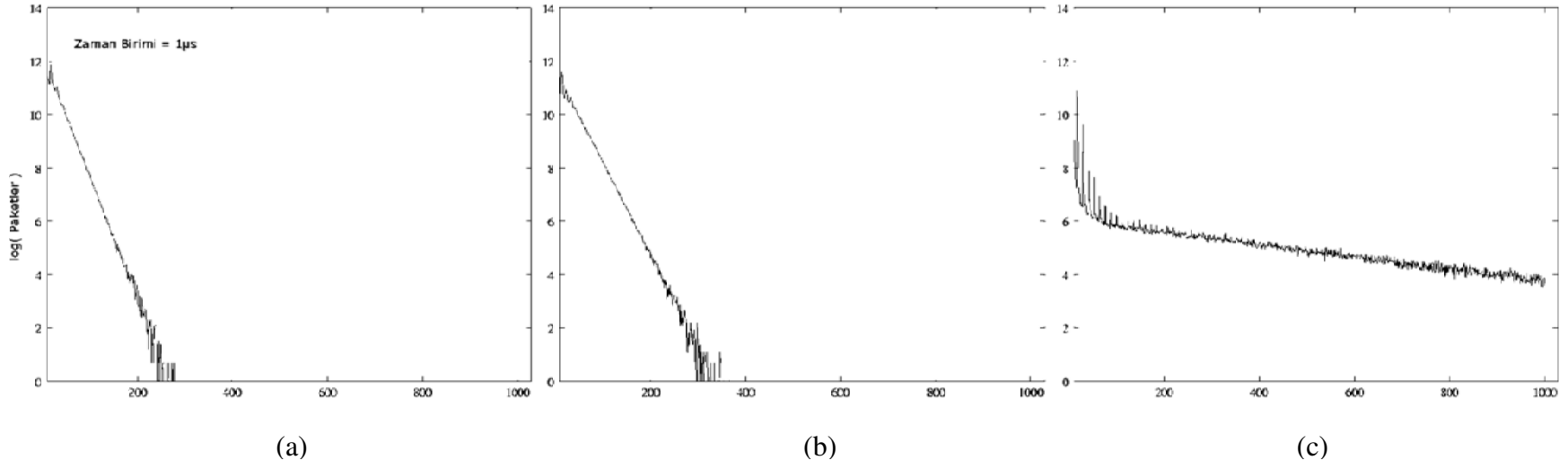
Şekil 4.28: 1ms zaman aralıkları ile iletilen paket sayıları (a) Poisson, (b) EPON upstream, (c) Öz-benzer



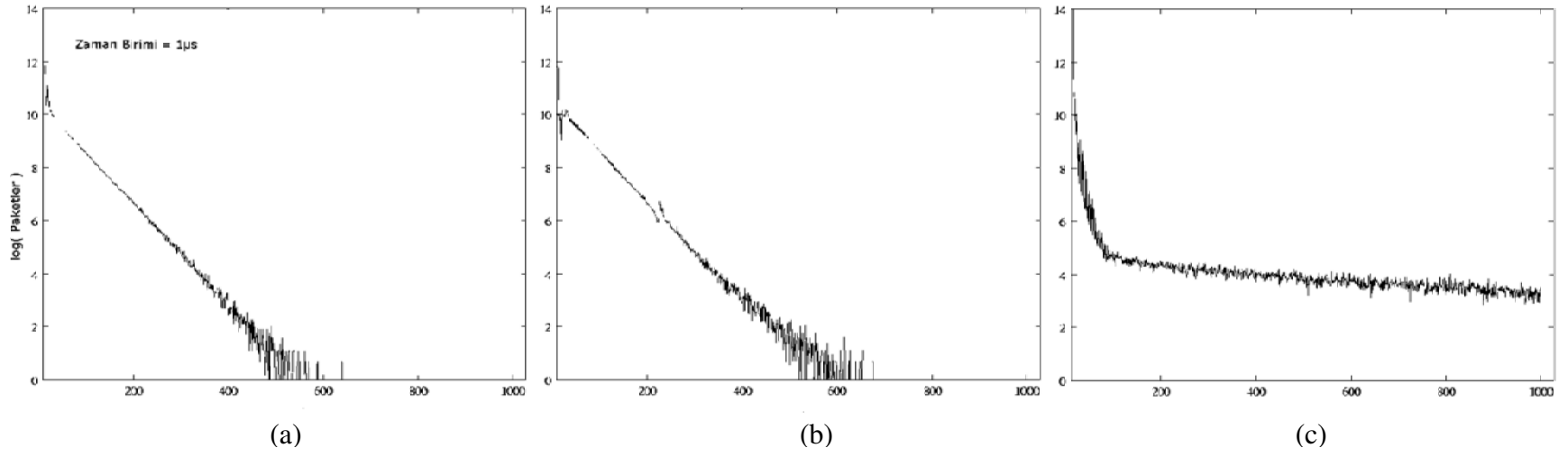
Şekil 4.29: 50 byte paketler için geliş aralıkları dağılımı (a)Poisson, (b) EPON Upstream, (c) Öz-benzer



Şekil 4.30: 70 byte paketler için geliş aralıkları dağılımı (a) Poisson, (b) EPON Upstream, (c) Öz-benzer



Şekil 4.31: 500 byte paketler için geliş aralıkları dağılımı (a) Poisson, (b) EPON Upstream, (c) ÖZ-benzer



Şekil 4.32: 1500 byte paketler için geliş aralıkları dağılımı (a) Poisson, (b) EPON Upstream, (c) Öz-benzer

5. TARTIŞMA VE SONUÇ

İnternet kullanımının giderek yaygınlaşmasına paralel olarak kullanıcıların daha yüksek kapasite isteyen uygulamalara (HDTV, Online Oyunlar, P2P dosya transferi) olan eğilimleri gün geçtikçe artmaktadır. Veri iletimi ihtiyacındaki bu artış, servis sağlayıcıları, son kullanıcıya daha iyi hizmet vermeye zorlamaktadır. Pasif optik erişim ağları (Passive Optical Network – PON) bu konumda, fiber teknolojisinin yüksek miktardaki veriyi daha uzak mesafelere taşıyabilmesinden dolayı öne çıkmaktadır. Var olan elektronik tabanlı veri iletim yöntemleri geliştiriliyor olmasına rağmen (ADSL, VDSL vb. çift sarmal bakır telefon sisteminde, Kablo Modem koaksiyal kablolu CATV sistemlerinde) bu sistemler kısa mesafelerde çalışabilmekte ve enerji tüketimleri fibere kıyasla yüksek olmaktadır.

Servis sağlayıcıları açısından kurulacak erişim ağının maliyeti önemli kıstaslardan biridir. Bu nedenle erişim ağlarının fibere dönüştürülmesinde maliyet göz önünde bulundurulması gereken bir konudur. Yeni hatların döşenmesi erişim ağı maliyetinin önemli bir kısmını oluşturmaktadır. Diğer önemli bir maliyet kalemi de ağdaki ara elemanların bakımı ve enerjisi için gerekli yatırımlardır. Kurulacak altyapı sisteminin bu maliyetleri en az seviyede tutacak şekilde seçilmesi kurulacak sistemin karlılığını arttıracak için hizmet veren kuruluş açısından doğru altyapı türünün seçimi önemlidir. Erişim ağlarında fiber teknolojisi kullanarak gerçekleştirilebilecek ağ yapıları üç temel şekilde gruplanabilir; noktadan noktaya bağlantılı ağlar, aktif yıldız bağlantılı ağlar ve pasif ağaç bağlantılı ağlar. Pasif ağaç bağlantılı erişim ağlarında maliyet gerektiren; çok miktarda fiber döşenmesi ve ara aktif elemanların çalışması gibi dezavantajları yoktur. Pasif mimariler maliyetin azalmasındaki bu katkılarından dolayı optik fiberin erişim ağlarında kullanılmasında oldukça popüler olmuştur. Genellikle Pasif Optik Ağlar (Passive Optical Networks-PON) olarak isimlendirilirler.

Çalışmada PON sistemlerinin zaman içerisindeki gelişimi, geleceğe yönelik çalışmalar ve bileşenleri hakkında bilgiler sunulmuştur. PON sistemlerinin değişik özelliklerine

göre sınıflandırılmaları verilmiştir. PON sistemlerin ağaç yapısında olması tek bir fiberin ortak olarak birden fazla kullanıcı birimi (ONU) tarafından paylaşılmasını gerektirmektedir. PON sistemlerde zaman bölmeli çoklu erişim TDMA veya dalga boyu bölmeli çoklu erişim WDMA yöntemleri ile tek fiberin kullanımı ONU'lar arasında paylaştırılır. Çalışmada TDM-PON ve WDM-PON sistemlerinin çalışma prensipleri verilmiştir. TDM-PON sistemler günümüzde yaygın olarak kullanılmaktadır. Günümüzde TDM mekanizmasını kullanan EPON ve GPON olmak üzere iki temel standartlaştırma kolu vardır. Bu standartlar PON sistemindeki OLT ve ONU'lar arasındaki haberleşmenin nasıl olacağını ortaya koymaktadır. Kullanılacak bant genişlikleri, paketleme yapısı, sinyal gücü sınırları, bölüştürme ve erişim sınırları gibi özellikler standart dokümanlarında verilmektedir. GPON standardı ayrıca veri güvenliğinin nasıl sağlanacağı gibi özellikleri de barındırır. Bant genişliği tahsisatının nasıl gerçekleştirileceği esneklik ve geliştirilmeye açıklık için üretici veya operatörlerin seçimine bırakılmıştır. Standartların kıyaslanmasına bakılacak olursa GPON'un daha karmaşık bir yapıda olduğunu ve geliştirilmesinin daha zor olduğu görülmektedir. GPON sistemi kendine has paketleme yapısı olan GEM'i kullanmaktadır. Bu yapı farklı türlerde veri taşımaya olanak sağlarken (ATM, IP vb.) diğer yandan kullanılacak algoritmaların ve tasarlanacak cihazların daha karmaşık yapıda olmasına neden olmaktadır. Bu durum hem donanım üretimini hem de konu üzerinde bilgi sahibi personel yetiştirmesini zorlaştırmaktadır. Diğer taraftan EPON geliştirilmesinde daha basit bir yaklaşım benimsenmiştir. Ana fikir olarak yakın gelecekteki tüm bilgi taşıma sistemlerinin veri trafiği şeklinde olacağı öngörülmüş ve bu veri trafiğinin Ethernet protokolü ile gerçekleştirilmesinin sistem tasarımı açısından uygun olacağı düşünülmüştür. EPON'da tüm haberleşme LAN'daki gibi Ethernet çerçeveleri üzerinden gerçekleştirilir. Bu sayede sistem tasarımı basit tutulmuştur. Basit yapısı sayesinde EPON uygulama ve öğrenilme açısından daha kolay bir sistem sunmaktadır. Nihayetinde, son 10Gbps EPON standardının geliştirilmesinden sonra GPON üzerine yapılacak geliştirmelerin EPON yapısına kaydırılması düşünülmektedir. Ayrıca EPON standardı yapısı gereği dinamik bant genişliği tahsisatındaki iyileştirme çalışmaları için daha elverişli bir sinyalleşme sistemi barındırmaktadır. Bant genişliği tahsisatı çalışmalarında GPON araştırmacıları GEM yapısını kullanmaya zorunlu kılar. GEM yapısı gereği her bir çevrimde ONU'ların hizmet alma düzeni, belirli kalıplar içerisinde olmak durumundadır. EPON ise veri iletimini birbirinden bağımsız Ethernet çerçeveleri

şeklinde düzenlediği için ONU'ların hizmet alma düzeni geliştirilecek algoritmaya göre daha esnek tasarlanabilir.

Bu tez çalışmasında EPON'daki dinamik bant genişliği tahsisatı algoritmalarının sistematik anlatımına yer verilmiş ve hcDBA olarak isimlendirilen yeni bir yöntem sunulmuştur. hcDBA algoritması erken tahmin mekanizması ile iyileştirilmiştir (p-hcDBA). Geliştirilen bu yöntemler NS2 simülasyon ortamı aracılığı ile bilinen klasik DBA yöntemleri IPACT “çevrimiçi bant genişliği tahsisatı yöntemi” ve oDBA “çevrimdışı bant genişliği tahsisatı yöntemi” ile karşılaştırılmıştır. NS2 üzerinde gerçekleştirilen simülasyon çalışmalarında 16 ONU'lu yapıya sahip, yukarı akım yönünde 1Gbps ve 10Gbps'lık hat kapasitesi olan iki farklı koşul incelenmiştir (EPON'un ilk standardı 1Gbps ve en son sürümü 10Gbps'lık hat kapasitesini desteklemektedir.). Bu iki koşulda algoritmalar tekil servis sınıfı ve dörtlü servis sınıfı olmak üzere iki farklı trafik modeli ile incelenmiştir. Simülasyonlarda trafik üretimi için yüksek öncelikli trafiklerde sabit bit oranı “CBR” trafiği diğer trafikleri üretmek için de öz-benzer trafik üreticileri kullanılmıştır. Öz-benzer trafik üretimi için “Poisson Pareto Burst Process” PPBP (Willinger ve diğ., 1995) temelli olarak geliştirmiş trafik üretici kullanılmıştır. PPBP kullanılmasının nedeni klasik paket üretme yöntemlerinin kullanıcıların ürettiği veri trafiğini gerçeğe yakın modelleyememesidir. ONU'larda kuyruklama mekanizmasının düzenlenmesi için iki seviyeli tampon bellek kullanılmıştır. İki seviyeli kuyruklama sayesinde yüksek öncelikli trafiğin düşük öncelikli trafiği ezmesi engellenerek, sınıflar arası adil bir kuyruklama sağlanmıştır. Bu sayede yüksek öncelikli trafik değerleri istenilen seviyede tutturulurken düşük öncelikli trafiğin de uygun gecikme değerlerinde hizmet alması sağlanmıştır.

Algoritmalar aynı koşullar ve trafik yoğunluklarına tabi tutularak; veri kaybı oranı, erişim gecikmesi değeri, paket gecikme değişimi değerlerine göre karşılaştırılmıştır. Öncelikle hcDBA algoritmasının başarımı IPACT ve oDBA ile veri kaybı üzerinden karşılaştırılmıştır. Hem tekil servis sınıfı olduğu koşulda hem de çoklu servis sınıfı olduğu koşulda hcDBA yöntemi diğer iki yöntemden düşük veri kaybı değeri vermiştir. Tekil servis sınıfında veri kayıpları sadece 0,9 yoğunlukta oDBA algoritmasında oluşmuştur. Diğer iki algoritma online çalışma mantıkları sayesinde bant genişliği kapasitesini heba etmediklerinden veri kaybına neden olmamışlardır. Çoklu servis

sınıfında veri kayıpları sadece en düşük öncelikli servis sınıfında oluşmuştur. Burada da hcDBA en iyi sonuçları vermiştir. PON sistemi yapısı gereği hat üzerinde çakışmaya olanak vermez. Yapılan veri kayıplarının tamamı ONU'lardaki tampon belleklerdeki taşma sonucu gerçekleşmiştir. Eğer tampon bellek miktarı arttırılırsa veri kaybı azaltılabilir veya tamamen ortadan kaldırılabilir. Ama bu durum ONU cihazlarının üretim maliyetini ve ONU'da bekleyen paketlerin erişim gecikme sürelerini arttıracaktır. Simülasyon çalışmalarında tampon bellek boyutları ONU'lara verilecek maksimum pencere boyutuna göre seçilmiştir. Erişim gecikmeleri açısından bakıldığında hcDBA yine en iyi sonuçları vermiştir. Tekil servis sınıfı durumunda özellikle 0,5 yoğunluktan sonra IPACT algoritmasına göre başarımın giderek daha fazlaştığı görülmektedir. Bunun başlıca nedeni IPACT'da yoğun olan ONU için uygulanan standart prosedür gereği paketlerin hat üzerinde imkan olsa dahi, sonraki çevrime bırakılmasıdır. Ama internet trafiğinde kullanıcıların birbirinden bağımsız ve çoğuşuk bir trafik ürettiği düşünülürse anlık olarak bir ONU'nun yoğun olduğu bir zamanda diğer bazı ONU'ların iletim kuyruklarında az paket birikmiş olma ihtimali yüksektir. hcDBA algoritmasında offline çalışma kipi ile bu durumdan fayda sağlanmaya çalışılmıştır. Hattaki trafik yükü bir çevrim kapasitesinin yarısını geçiyorsa ONU'lar yarı çevrimlik aralıklarla adil davranış kontrolünden geçirilerek ek hizmete tabi tutulurlar. Eğer hattaki yoğunluk yarı çevrim kapasitesini doldurmayacaksa sistem daha uzun bir maksimum gönderim çerçevesi kullanarak, IPACT gibi online kipte çalışır. Bu sayede hem az yoğunlukta hem de yüksek yoğunlukta ihtiyacı olan ONU'ya diğer ONU'lara adaletsiz davranmaksızın ek hizmet sağlanmış olur. Paket erişim gecikmesindeki değişim değerleri incelenecek olursa her üç algoritmanın değişik koşullar altında birbirine çok yakın erişim gecikmesi değişimi oluşturduğu gözlemlenmektedir. Erişim gecikme değerini, kullanılan algorithmadan ziyade hattın yoğunluk değerinin etkilediği görülmüştür. Simülasyonlarda kullanılan üç algorithma da paket sıralaması değiştirilmediği için hiçbir algorithma ek gecikme değişimi oluşturulmamıştır. hcDBA'nın diğer algorithmalara göre başarılı olmasının yanında 10Gbps'lık koşullarda 1Gbps'lık koşullara göre başarımının artmış olduğu da gözlemlenmiştir. Bu sonuç artan bant genişliği oranına bağlı olarak, benzeri algorithmların tasarlanmasının başarım üzerindeki etkiyi arttıracığı düşüncesini perçinlemektedir.

hcDBA algoritması diğer taraftan literatürdeki birçok offline DBA yönteminin arasından aşağıda sıralanacak avantajlarından dolayı tercih edilebilir. hcDBA'nın bu avantajları temelinde tamamen offline mantıkta çalışan bir algoritma olmaması ve yarı çevrim hizmeti, sistemin tamamını beklemeden sunması sayesindedir.

hcDBA'nın diğer offline yöntemlere göre avantajları:

- Düşük yoğunlukta yüksek bekleme problemi yoktur. Offline yöntemler hat boş olsa da tüm ONU'lardan gelecek cevabı beklemek durumundadır.
- IPACT algoritmasındakinden daha büyük çerçeve limiti koyulabileceği için az miktarda ONU'nun yoğun trafiği olduğu durumda daha efektif bant genişliği dağıtılabilir.
- ONU'lar üzerinde bir değişikliğe ihtiyaç duymamakta ve EPON'un standart tanımlamasındaki kontrol paket yapısını kullanmaktadır.
- Değişik QoS algoritmaları ile birlikte çalışabilir.
- ONU'ların çevrim içerisindeki sırasını değiştirmede için ek PDV getirmez. Bu sayede PDV duyarlı video iletimi gibi yüksek öncelikli trafikler için daha iyi bir alternatif teşkil eder.
- Offline DBA yöntemlerinin çoğunluğu çevrimler arası oluşan zaman boşluğunu ONU'lara ek sıralar vererek gidermeye çalışır. Bu durum ek kontrol mesajı gönderimi demektir. hcDBA minimum sayıda kontrol mesajı gönderdiği için yukarı ve aşağı akım kanallarında oluşan ek yükü en az seviyede tutar.

hcDBA algoritmasının IPACT'ye göre tek dezavantajı daha karmaşık olmasıdır. Fakat bu durum pek çok geliştirilmiş offline DBA yöntemi için aksi şekildedir.

p-hcDBA algoritmasındaki erken tahmin yapısının hcDBA algoritması üzerinde iyileştirme yaptığı yine simülasyon çalışmaları ile gösterilmiştir. p-hcDBA'daki erken tahmin mekanizması klasik erken tahmin yöntemleri gibi algoritmanın özünü teşkil etmez. p-hcDBA'da erken tahmin mekanizması sadece sistemin online çalıştığı, yani yükünün azaldığı durumda kullanılmaktadır. Böylelikle sistemin yoğun olduğu anda yanlış tahminle sistem performansının kötüleştirilmesinin önüne geçilmeye çalışılmıştır.

Gelecek nesil ağ yapılarında MAN ağlarının halka yapılardan WDM tabanlı ağaç yapılara geçirilmesi üzerinde çalışmalar yapılmaktadır. Ayrıca halka yapıların birbiri ile haberleşmesinde sisteme gelecek trafiğin en ideal şekilde yönlendirilebilmesi de

üzerinde çalışılan konulardan biridir. MAN ağlarındaki bu yapılar yakın gelecekte son kullanıcıya erişim için tamamen PON'ları kullanacaktır. MAN yapılarının tasarlanmasında gerçekleştirilecek simülasyon çalışmaları için son kullanıcılar arası veri iletimini modellemek aşırı bir işlem ve bellek kapasitesi gerektirir. Simülasyon ortamının basitleştirilmesi için bazı kısımlarının soyutlanması gerekmektedir. Çalışmanın son bölümünde bu soyutlamada PON yapısının tek bir trafik üretici gibi düşünülmesi durumu irdelenmiştir. Bunun için EPON'da IPACT yöntemi ile yukarı akım kanalında uygulanan CBR ve PPBP(öz-benzer) trafiklerin birleşimi sonucu oluşan trafik modeli, Poisson ve öz-benzer trafik modelleri ile karşılaştırılmıştır. Simülasyon sonuçlarına bakıldığında EPON'nun MAC mekanizması sonucu yukarı akım trafiğinin öz-benzer trafikten ziyade Poisson benzeri bir trafik ürettiği gözlemlenmiştir.

PON için en ideal durum dalga boyu bölmeli çoklama yaklaşımı olarak öngörülmektedir. Daha uzak mesafelere erişebilme imkanı, kullanıcı trafiklerinin birbirinden soyutlanarak taşınması ve aynı sistemde farklı tür servisler verebilmek dalga boyu çoklamalı yöntemin avantajları arasındadır. Fakat günümüz şartlarında dalga boyu bölmeli çoklama için kullanılan optik ayraçlar ve dönüştürücüler son kullanıcıya bu hizmeti ucuza sağlayacak seviyeye inememiştir. Ayrıca WDM'nin getireceği paylaşımsız kapasite miktarı günümüz internet kullanıcılarının genel ihtiyacının üzerindedir. Ekonomik nedenlerle PON yapılarında daha az kullanılmış olan WDM yapılarının yakın gelecekte hızla yaygınlaşacağı düşünülmektedir. Bu çalışmanın devamında WDM-PON yapıları üzerindeki dinamik bant genişliği tahsisatı yaklaşımlarının incelenmesi ve iyileştirilmesi uygulanabilir. Ayrıca geleceğin ağ platformu ihtiyacına cevap olabilecek melez yöntemlerde, şu anki sistemlerden geçişin ve yeni kurulacak yapıların daha yüksek performansla çalışması için senaryoların tasarımı da üzerinde çalışılması gereken konular arasındadır. PON sistemleri telekomünikasyon dünyasının yeni gelişme çitası olduğu için bu noktadaki gelecek çalışmalara ve iyileştirmelere çokça ihtiyaç duyulmaktadır.

Mobil cihazların yaygınlaşması ile kablosuz teknolojilerin omurgaya bağlanmasının optimizasyonu yakın geleceğin problemi olarak üzerinde çalışılmaya devam edilebilecek konular arasındadır. Kablosuz ve optik teknolojilerin bir arada çalışması sonucu her sistemdeki paket işleme ve sinyalizasyon farkından kaynaklanan birlikte

alıřma zorluęunun üstesinden gelecek özümlemlerle daha kapsamlı optimizasyonların gerekleřtirilmesi mümkün olabilecektir. Bu iyileřtirmeler kullanılacak donanım ve tüketilen gücün oluřturacaęı maliyetleri düşürebilecektir.

KAYNAKLAR

ABDO, A., HALL, T.J., 2005, Programmable Traffic Generator with Configurable Stochastic Distributions, 18th Annual Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering CCECE05, 1-4 May, Canada, IEEE, 747-750.

ADAMS, R., FAUCHER, J., CHEN, L.R., BAJCSY, J., PLANT, D.V., 2005, Demonstration of encoding/decoding 2-D wavelength-time bipolar codes for optical CDMA, Proc. OECC, 2005, pp.760-761.

ALANQAR, E., JUKAN, A., 2004, Extending End-to-End Optical Service Provisioning and Restoration in Carrier Networks: Opportunities, Issues, and Challenges, IEEE Communications Magazine, January 2004.

ASSI, C.M., YE, Y., DIXIT, S., ALI M.A., 2003, Dynamic Bandwidth Allocation for Quality-of-Service Over Ethernet PONs, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 21, No. 9, Nov. 2003, pp. 1467-1476.

ASSI, C., MAIER, M., SHAMI, A., 2007, Toward quality-of-service protection in Ethernet passive optical Networks, IEEE Network, vol.21 no.5, 2007, pp.12-19

AYDIN, M.A., 2009, "Optik Çoğuşma Anahtarlama Sistemlerinin Analizi", Doktora Tezi, İ.Ü. Fen Bilimleri Enstitüsü.

BALLANCE, J.W., 1990, Optical communication network, US patent 4977593, 11 Aralık 1990.

BANERJEE, A., KRAMER, G., MUKHERJEE, B., 2006, Fair sharing using dual service-level agreements to achieve open Access in a passive optical network, IEEE Journal on Selected Areas in Communications 24 (8), 2006, pp.32-44.

BERAN, J., 1992, Statistical Methods for Data with Long-Range Dependence. Statistical Science, 7(4), 404-416.

BHATIA, S., BARTOS, R., 2007, IPACT with smallest available report first: A new DBA algorithm for EPON, Proc. of IEEE ICC'07, Glasgow, UK, June 2007, pp.2168-2173.

BYUN, H.J., NHO, J.M., LIM, J.T., 2003, Dynamic Bandwidth Allocation Algorithm in Ethernet Passive Optical Networks, Electronics Letters, vol. 39, no. 13, June 2003, pp. 1001-1002.

CHEN, B., CHEN, J., HE, S., 2006, Efficient and fine scheduling algorithm for bandwidth allocation in Ethernet passive optical Networks, *IEEE Journal of Selected Topics in Quantum Electronics*, vol.12 no.4, 2006, pp.653-660.

CHEN, J., CHEN, B., HE, S., 2005, A novel algorithm for intra-ONU bandwidth allocation in Ethernet passive optical Networks, *IEEE Communication Letters*, vol.9 no.9, 2005, 850-852.

CHOUDHURY, P.K., SAENGUDOMLERT, P., 2007, Efficient queue based dynamic bandwidth allocation scheme for Ethernet PONs, *Proc. of IEEE GLOBECOM'07*, Washington DC, Nov. 2007, pp. 2183-2187.

CHRISSAN, D., 2004, Uni-DSL: One DSL for universal service, Texas Instruments White Paper(Spay018),Jun.2004.

DEMERS, A., KESHAV, S., SHENKER, S., 1990, Analysis and Simulation of a Fair Queuing Algorithm, *Internetworking: Research and Experience* , vol. 1, no. 1, Sept. 1990, pp. 3–26.

DHAINI, A.R., ASSI, C.M., SHAMI, A., GHANI, N., 2006, Adaptive Fairness through Intra-ONU Scheduling for Ethernet Passive Optical Networks, *Proc. IEEE Int. Conf. Commun. (ICC)* , June 2006, pp. 2687–92.

DHAINI, A.R., ASSI, C., MAIER, M., SHAMI, A., 2007, Per-stream QoS and admission control in Ethernet passive optical networks (EPONs), *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, vol.25 no.7, 2007, pp.1659-1669.

EFFENBERGER, F.J., MCCAMMON, K., O'BYRNE, V., 2007, Passive optical network deployment in North America, *Journal Optical Communications and Networking*, vol. 6, pp. 808-818, 2007.

EFFENBERGER, F., EL-BAWAB, T.S., 2009, *Passive Optical Networks (PONs): Past, present, and future*, Elsevier, *Optical Switching and Networking* 6, pp 143-150, 2009.

FAULKNER, D., MISTRY, R., ROWBOTHAM, T., OKADA, K., WARZANSKYJ, W., ZYLBERSZTEJN, A., PICAULT, Y., 1997, The full service access network initiative, *IEEE Communications Magazine* 35-4, 1997, pp. 58 63-68.

FOH, C., et al., 2004, FULL-RCMA: A High Utilization EPON, *IEEE JSAC*, vol. 22, no. 8, Oct. 2004, pp. 1514–24.

FOWLER, T.B., 1999, A Short Tutorial on Fractals and Internet Traffic, *The Telecommunications Review*, 1999, vol.10, pp. 1-15.

FRIGO, N.J., IANNONE, P.P., REICHMANN, K.C., WALKER, J.A., GOOSSEN, K.W., ARNEY, S.C., MURPHY, E.J., OTA, Y., SWARTZ, R.G., 1995, Demonstration of performance-tiered modulators in a WDM PON with a single shared source, *Proc ECOC*, 1995, pp. 441-444.

FRIGO, N.J., IANNONE, P.P., REICHMANN, K.C., 1998, Spectral slicing in WDM passive optical networks for local Access, Proc. ECOC, 1998 pp. 119-120.

FROST, V.S., MELAMED, B., 1994, Traffic Modeling For Telecommunications Networks, IEEE Communications Magazine, 32(3), 70–81.

GARVEY, P., 2005, Economics of FTTx in municipality over builds, OSP(Outside Plant) Expo Technical Presentation, Nov.16–17, 2005.

GE, A., CALLEGATI, F., and TAMIL, L.S., 2000, On optical burst switching and self-similar traffic, IEEE Communications Letters, 4(3), 98–100.

GHANDI, N., SHAMI, A., ASSI, C., RAJA, M.Y.A., 2004a, Intra-ONU bandwidth scheduling in Ethernet passive optical networks, IEEE Communication Letters, vol.8 no.11, 2004, pp. 683-685.

GHANDI, N., SHAMI, A., ASSI, C., RAJA, M.Y.A., 2004b, Quality of Service in Ethernet Passive Optical Networks, Proc. 2004 IEEE/Sarnoff Symp. Advances in Wired and Wireless Commun., Apr. 2004, pp.161-65

GOYAL, P., VIN, H.M., CHENG, H., 1997, Start-Time Fair Queuing: A Scheduling Algorithm for Integrated Services Packet Switching Networks, IEEE/ACM Trans. Net. , vol. 5, no. 5, Oct. 1997, pp. 690–704.

IEEE Standart For Information Technology 802.3ah, Ethernet in the First Mile Task Force, 2004, [online], <http://www.ieee802.org/3/ah/>, [Ziyaret Tarihi: 1 Eylül 2011].

IEEE Standart For Information Technology 802.3av, “Physical Layer Specifications and Management Parameters for 10Gb/s Passive Optical Networks”, 2009, [online], <http://www.ieee802.org/3/av/>, [Ziyaret Tarihi: 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.7041, “LC-Text: Recommendation G.7041/Y.1303: Generic framing procedure (GFP)”, 2003, <http://www.itu.int/itudoc/itu-t/aap/sg15aap/history/g.7041/g7041.html>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.983.1 (01/05), “Broadband optical access systems based on Passive Optical Networks (PON)”, 2005, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.983.1-200501-I/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.983.2 , “ONT management and control interface specification for B-PON”, 2005, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.983.2/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.983.3 , “A broadband optical access system with increased service capability by wavelength allocation”, 2004, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.983.3/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.983.4 , “A broadband optical access system with increased service capability using dynamic bandwidth assignment”, 2001, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.983.4/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.983.5 , “A broadband optical access system with enhanced survivability”, 2002, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.983.5/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.984.1 , “Gigabit-capable passive optical networks (GPON): General characteristics”, 2008, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.984.1/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.984.2 , “Gigabit-capable Passive Optical Networks (G-PON): Physical Media Dependent (PMD) layer specification”, 2008, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.984.2/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.984.3 , “Gigabit-capable Passive Optical Networks (G-PON): Transmission convergence layer specification”, 2008, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.984.3/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.984.4, “Gigabit-capable passive optical networks (G-PON): ONT management and control interface specification”, 2008, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.984.4/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.984.5, “Gigabit-capable Passive Optical Networks (G-PON): Enhancement band”, 2007, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.984.5/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

ITU-T Recommendation G.984.6, “Gigabit-capable passive optical networks (GPON): Reach extension”, 2008, <http://www.itu.int/rec/T-REC-G.984.6/en>, [Ziyaret Tarihi 1 Eylül 2011].

JAIN, R., ROUTHIER, S.A., 1986, Packet trains-measurement and a new model for computer network traffic, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. Sac-4, No: 6, pp. 986-995, September 1986.

KIM, N., LIM, H.S., KANG, M., 2008, Fair bandwidth allocation using effective multicast traffic share in TDM-PONs, IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, vol.26 no.7, 2008, pp.756-767

KOONEN, T., 2006, Fiber to the Home/Fiber to the Premises: What, Where, and When?, Proceedings of the IEEE, Vol.94, No. 5, May 2006.

KRAMER, G., 2002a, Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time (IPACT): A Dynamic Bandwidth Distribution Scheme in an Optical Access Network, Photonic Net. Commun., vol. 4, no. 1, Jan. 2002, pp. 89–107.

KRAMER, G., MUKHERJEE, B., PESAVENTO, G., 2002b, IPACT: a dynamic protocol for an Ethernet PON (EPON), *IEEE Commun. Mag.*, 2002, vol.40, no.2, pp. 74–80.

KRAMER, G., MUKHERJEE, B., DIXIT, S., YE, Y., HIRTH, R., 2002c, Supporting Differentiated Classes of Service in Ethernet Passive Optical Networks, *OSA J. Opt. Net.*, vol. 1 no. 8, Aug. 2002, pp. 280–98.

KRAMER, G., BANERJEE, A., SINGHAL, N.K. MUKHERJEE, B. DIXIT, S., YE.Y., 2004, Fair Queuing with Service Envelop es (FQSE): A Cousin-Fair Hierarchical Scheduler For Subscriber Access Net-works, *IEEE JSAC* , vol. 22, no. 8, Oct. 2004, pp. 1497–1513.

LEE CHANG-HEE, SORIN, W.V., KIM, B.Y., 2006, Fiber to the Home Using a PON Infrastructure, *Journal of Lightwave Technology*, Vol.24, No.12, December 2006.

LUO, Y., ANSARI, N., 2005a, Bandwidth allocation for multiservice accesses on EPONs, *IEEE Communications Magazine*, vol.43 no.2, 2005, S16-S21.

LUO, Y., ANSARI, N., 2005b, Limited Sharing with Traffic Prediction for Dynamic Bandwidth Allocation and QoS Provisioning over Ethernet Passive Optical Networks, *OSA J. Opt. Net.*, vol. 4, no. 9, Sept. 2005, pp. 561–72.

MA, M., ZHU, Y., CHENG, T., 2003, A bandwidth guaranteed polling MAC protocol for Ethernet passive optical networks, *Proc. of IEEE INFOCOM'03*, vol.1, Mar.-Apr.2003, pp.22-31.

MCGARRY, M.P., MAIER, M., REISSLEIN, M., 2004, Ethernet PONs: A Survey of Dynamic Bandwidth Allocation (DBA) Algorithms, *IEEE Communications Magazine*, Vol. 42, No. 8, pages S8-S15, August 2004.

MCGARRY, M.P., REISSLEIN, M., MAIER, M., 2008, Ethernet Passive Optical Network Architectures and Dynamic Bandwidth Allocation Algorithms, *IEEE Communications Surveys & Tutorials* - 3rd Quarter, 2008.

MIYOSHI, H., INOUE, T., YAMASHITA, K., 2004, QoS-aware dynamic bandwidth allocation scheme in Gigabit-Ethernet passive optical Networks, *Proc. of IEEE ICC'04*, Paris, France, June 2004, pp. 90-94.

MOON, B., 2008, Emergency handling in Ethernet passive optical Networks using priority-based dynamic bandwidth allocation, *Proc. of IEEE INFOCOM'08*, Phoenix, AZ, Apr. 2008, pp.1319-1327.

NASER, H., MOUFTAH, H., 2006, A joint-ONU interval-based dynamic scheduling algorithm for Ethernet passive optical networks, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol.14 no.4, 2006, 889-899.

NGUYEN, T.D., EIDO, T., ATMACA, T., 2009, An Enhanced QoS-enabled Dynamic Bandwidth Allocation Mechanism for Ethernet PON, Fift European Conference on Universal Multiservice Networks, ECUMN'2009, October 11-16, 2009, Sliema, Malta.

Ns-2 network simulator, 1995, [online], <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>, [Ziyaret Tarihi: 1 Haziran 2009].

OKADA, K., MANO, F., MIKI, T., 1990, Passive double star architecture and subscriber network evolution, 2nd IEEE Workshop on Local Optical Networks for the Local Loop, Aralık, 1990.

PAREKH, A., GALLAGER, R., 1993, A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks: The Single-Node Case, IEEE/ACM Trans. Net., vol. 1, no. 3, June 1993, pp. 344–57.

PAXON, V., FLOYD, S., 1994, Wide-area traffic: the failure of poisson modeling, ACM SIGCOM, pp: 257-268, Aug, 1994.

PINEDO, M., 2002, Scheduling: Theory, Algorithms, and Systems, 2nd Ed., Prentice Hall, 2002.

POPA, D., 2005, Performance Issues in Metropolitan Optical Networks: Packet format, MAC protocol and QoS, Ph.D. Thesis, Institute National des Telecommunications INT Evry & Université d'Evry-Val-d'Essonne, France, 2005.

ROSS, S.M., 1983, Stochastic Simulation, John Wiley & Sons.

SHAMI, A., BAI, X., GHANI, N., MOUFTAH, H.T., 2005a, QoS Control Schemes for Two-Stage Ethernet Passive Optical Access Networks, IEEE JSAC, vol. 23, no. 8, Aug. 2005, pp. 1467–78.

SHAMI, A., BAI, X., ASSI, C., GHANI, N., 2005b, Jitter performance in Ethernet passive optical Networks, IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, vol. 23 no.4, 2005, pp. 1745-1753.

SHERIF, S., et al., 2004, A Novel Decentralized Ethernet-Based PON Access Architecture for Provisioning Differentiated QoS, IEEE/OSA J. Lightwave Tech., vol. 22, no. 11, Nov. 2004, pp. 2483–97.

SHINOHARA, H., MANABE, T., 2006, Broadband optical access technologies and FTTH deployment in NTT, in: C. Lin (Ed.), Broadband, Optical Access Networks and Fiber-to-the-Home, Wiley, 2006, pp. 1–16.

SKUBIC, B., CHEN, J., AHMED, J., WOSINSKI, L., MUKHERJEE, B., 2009, A Comparison of Dynamic Bandwidth Allocation for EPON, GPON, and Next-Generation TDM PON, IEEE Communications Magazine, March 2009.

SON, K., RYU, H., YOO, T., CHONG, S., 2004, Dynamic bandwidth allocation schemes to improve utilization under non-uniform traffic in Ethernet passive optical Networks, Proc. of IEEE ICC'04, Paris, France, June 2004, pp.1766-1770.

SONG, H., KIM, B.W., MUKHERJEE, B., 2009, Multi-threadpolling:Adynamic bandwidth distribution scheme in long-reach PON, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 27(2), 2009, pp.134-142.

STALLINGS, W., 2002, High-Speed Networks and Internets: Performance and Quality of Service, Prentice Hall, Upper Saddle River, NJ, USA, 0130322210.

SUBRAMANIAN, S.N., LE-NGOC, T, 1995, Traffic Modeling in a Multi-media Environment, The proceedings of The Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering, 5-8 September, Canada, IEEE, 838-841.

TURNA, Ö.C., AYDIN, M.A., ZAİM, A.H., ATMACA, T., 2012, Half Cycling Dynamic Bandwidth Allocation with Prediction on EPON, 4th IEEE PEDISWESA Workshop, 1-4 July 2012, Cappadocia, Türkiye (gönderildi).

TURNA, O.C., AYDIN, M.A., ATMACA, T., ZAİM, A.H., NGUYEN,T.D., 2011a, Traffic Characterization Study On Epon Upstream Channel, Wireless Communications And Mobile Computing Conference (IWCMC), 2011 7th International , Vol., No., Pp.1601-1606, 4-8 July 2011,Istanbul, Turkey.

TURNA, Ö.C., AYDIN, M.A., ATMACA, T., ZAİM, A.H., 2011b, What is the Traffic Characterization On Epon's Upstream Channel?, The First International Conference on Networking And Future Internet(ICNFI 2011), April 5-8 2011,Paris France.

TURNA, Ö.C., AYDIN, M.A., ATMACA, T., ZAİM, A.H., 2011c, A Prediction Extension for Half Cycling Dynamic Bandwidth Allocation on EPON, Euro-NF International Workshop on Traffic and Congestion Control for the Future Internet (Euro-NF TCCFI 2011), March 31 –April 1 2011, Volos, Greece.

TURNA, O.C., AYDIN, M.A., ATMACA, T., ZAİM, H., 2010, A Novel Dynamic Bandwidth Allocation Algorithm Based on Half Cycling for EPON, EMERGING 2010, Florence, Italy. (Best Paper Award)

TURNA, Ö.C., AYDIN, M.A., ZAİM, A.H., 2009, Pasif Optik Ağların Gelişimi, Akademik Bilişim (AB09) 2009, Şanlıurfa, Türkiye.

UEDA, H., OKADA, K., FORD, B., MAHONEY, G., HORNUNG, S., FAULKNER, D., ABIVEN, J., DUREL, S., BALLART, R., ERICKSON, J., 2001, Deployment status and common technical specifications for a B-PON system, IEEE Communications Magazine 39 (12), 2001, pp. 134–141.

WILLINGER, W., ve diğ., 1995, Self-Similarity through High-Variability: Statistical Analysis of Ethernet LAN Traffic at the Source Level, Proc. ACM SIGCOMM, 1995, pp. 100–113.

XIE, J., JIANG, S., JIANG, Y., 2004, A dynamic bandwidth allocation scheme for differentiated services in EPONs, *IEEE Communications Magazine*, vol.42 no.8, 2004, S32-S39.

ZHENG, J., MOUFTAH, H.T., 2005, Media Access Control for Ethernet Passive Optical Networks: An Overview, *IEEE Commun. Mag.*, vol. 43, no. 2, Feb. 2005, pp. 145–50

ZHENG, J., 2006, Efficient bandwidth allocation algorithm for Ethernet Passive Optical Networks, *IEE Proceedings - Communications* vol.153 no.3, 2006, pp. 464-468.

ZHENG, J., MOUFTAH, H.T., 2009, A survey of dynamic bandwidth allocation algorithms for Ethernet Passive Optical Networks, *Optical Switching and Networking* 6, 2009, pp. 151–162.

ZHU, Y., MA, M., CHENG, T., 2006, Hierarchical Scheduling to Support Differentiated Services in Ethernet Passive Optical Networks, *Computer Networks* , vol. 50, no. 3, Feb. 2006, pp.350–66.

ZHU, Y., MA, M., 2008, IPACT with grant estimation (IPACT-GE) scheme for Ethernet passive optical networks, *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology* 26 (14), 2008, pp.2055-2063.

YILDIZ, M., TURNA, Ö.C., AYDIN, M.A., 2011, Pasif Optik Ağlar ve WDM-PON Gelişimi, *Akademik Bilişim 2011*, 2-4 February 2011, İnönü Üniversitesi, Malatya, Türkiye.

EKLER

EK 1: SİMÜLASYON ORTAMI

Simülasyonlarda ONU, OLT ve algoritmalar hiyerarşik bir düzende NS2 üzerinde tasarlanmıştır. Aşağıda simülasyon kodlarının başlık dosyalarından kesitler verilmektedir.

epon-packet.h: Paket yapısı için kullanılan kod dosyası.

```
#ifndef EPONPACKET_H_
#define EPONPACKET_H_

#include "../../common/packet.h"

/* header format for epon traffic packets.*/
struct hdr_epon
{
    // will use char as byte variable type.
    char header_type_; //type of header
    int window_size_; // Requested or responded bandwidth amount in bytes.
    int intelligent_windows[8]; //intelligent windows application will use this array to
keep ONU different window size information to let OLT know about the desired window size .
    unsigned long int counter;
    double interval;
    double opr_time_arr;
    inline char& header_type() { return (header_type_); }
    inline int& window_size() { return (window_size_); }
    /* Packet header access functions */
    static int offset_;
    inline static int& offset() { return offset_; }
    inline static hdr_epon* access(const Packet* p) {
        return (hdr_epon*) p->access(offset_);
    }
};
#endif /* EPONPACKET_H_ */
```

agent-epon.h : EPON yapıları için temel özellikleri barındıran sınıf.

```
#include "../common/agent.h"
#include "../common_config.h"
#include "epon-packet.h"
#include "../queue/drop-tail.h"
#include "../StateCounters.h"

class AgentEpon : public Agent {
protected :
    int FtthPort_;

public:
    // variables :
    //double size_;
    double guardTime_,delay_,link_bw,timetest,waitTime; //time of a cycle
    int ONUNumber_; // Keeps the total ONU number in the PON.
    double time_cycle_; // Takes the cycle time from TCL file.
    double b_min; //it will store the minimum bandwidth amount calculated related to the
number of ONU, link bandwidth, guard and cycle times.
    bool isIntelligentWindowActive; // Keeps information if the IntelligentWindow algorit
hm is in use for this ONU.
    Scheduler& s; //will catch the scheduler instance by the initializer of the imlemente
d classes.
    void initial_agent(); /* Bind all the variable and give the init value */
    AgentEpon();
    virtual ~AgentEpon();
    virtual int command(int argc, const char*const* argv);
private:
    static int IntisIntelligentWindowActive;
};
```

agent-epon-olt.h : OLT için temel özellikleri barındıran sınıf.

```
#include "agent-epon.h"
#include "../common_config.h"
#include <vector>
using namespace std;

class AgentEponOLT : public AgentEpon {
public:
    AgentEponOLT();
    virtual int command(int argc, const char*const* argv);
    void initial_agent();
    virtual void recv(Packet* , Handler *) = 0;
    static int seq_gate; // gate counter
    static int seq_report; // report counter
protected:
    BANDTYPE PollingTable[MAXNodes];
    double usePoll; // Pooling Table in OLT
    int pollTable_; //to take first time polling information from TCL
    int win_max_; // Keeps the maximum window size to be given for an incoming request from
an ONU
    virtual void sendGATE(int); // Used to send the message Gate from OLT to every ONU
    int useNode; // Keeps the actively processed last ONU information.

    inline int indexOfOnu(int ONU_Address)
    {
        for(int i = 0; i < ONUNumber_; i++)
        {
            if(PollingTable[i].ONU == ONU_Address )
                return i;
        }
        return -1;
    };
    static int last_added_ONU; //the information for AddOnu (counter )
};
```

agent-epon-onu.h : ONU için temel özellikleri barındıran sınıf.

```
#include "agent-epon.h"
#include "../common/packet.h"
#include "../common_config.h"

class AgentEponONU;

class DATATimer: public TimerHandler {
public:
    DATATimer(AgentEponONU *t) : TimerHandler(), t_(t) { };
    inline virtual void expire(Event *);

protected:
    AgentEponONU* t_;
};

class AgentEponONU : public AgentEpon
{
public:
    AgentEponONU();
    virtual ~AgentEponONU();
    virtual int command(int argc, const char*const* argv);
    void initial_agent();
    virtual void recv(Packet* , Handler *) = 0;
    virtual void send(int sz);
    virtual void sendmsg(int nbytes, const char *flags = 0);
    virtual void sendto(int nbytes, const char* flags, nsaddr_t dst) =0;
    virtual void sendlocalmsg(); /* Find a void and send a local pkts */
    void sendlocalmsg2(); /*Another send local local message fonction which combine the p
ackets information to reduce the memory usage.*/
protected:
    // queues for local buffers.
    DropTailBuffer localBuffers[MAX_QOS];
    DATATimer data_scheduler;
    virtual void sendREPORT() =0;
    int HOLMannerBufferSearch();
    double window; //Total number of tx equipped at node
    static unsigned long int LocalBufferSize; // a variable to take the buffer size from T
CL and to copy to Buffers
    DropTailBuffer secondStateBuffer;
};
```

agent-tdm-splitter.h : Optik ayraç özelliklerini barındıran sınıf.

```
#include "agent-epon.h"

class AgentTdmSplitter : public AgentEpon {
public:
    AgentTdmSplitter();
    virtual ~AgentTdmSplitter();
    virtual int command(int argc, const char*const* argv);
    void initial_agent();
    virtual void recv(Packet* , Handler *);
    void forward(Packet*); //forward the incomming packet to desired destination by looking its d
    estination address.

protected:
    double upstream_last_sched_time_; // keeps the information for upstream channel lastusedtime.
};
```

EK2: ÖRNEK TCL UYGULAMA KODU

```

set simtime 201
set charge 0.5
set NTree 16
set lien 1e9

# state collector Parameters
set starttime 100
set endtime 200
set interval 0.000001

# creating thelinks for use in topology
# 0 for OLT - 1 for splitter and over are ONUs
set link(0,1) $lien
set link(1,0) $lien
for {set i 2} {$i <= [expr ($NTree + 1)]} {incr i} {
    set link(1,$i) $lien
    set link($i,1) $lien
}

#Total number for different type of traffic streams
set cos_number 8

#Each Qos class for streams
set cos(1) 1
set cos(2) 2
set cos(3) 3
set cos(4) 3
set cos(5) 3
set cos(6) 4
set cos(7) 4
set cos(8) 4

# Parametres Packet size values for
set mmpp_size(1) 70
set mmpp_size(2) 70
set mmpp_size(3) 50
set mmpp_size(4) 500
set mmpp_size(5) 1500
set mmpp_size(6) 50
set mmpp_size(7) 500
set mmpp_size(8) 1500
#Counts of usage for each traffic stream on each node.
set mmpp_no(1) 3
set mmpp_no(2) 3
set mmpp_no(3) 1
set mmpp_no(4) 4
set mmpp_no(5) 5
set mmpp_no(6) 3
set mmpp_no(7) 12
set mmpp_no(8) 15

# Calculating the load parameters for traffic generation
set Traff_Node [expr ($lien * $charge)]
set total_cbr_no 6
set total_mmpp_no 40
set src_rate_all [expr ($Traff_Node/($NTree*($total_cbr_no + $total_mmpp_no)))]
set interval_all [expr (1/$src_rate_all)]

```

```

for {set i 1} {$i <= $cos_number} {incr i} {

    set bn($i) 10
    set bl($i) 20

    #set peak-rate = bursttiness*average
    set mmpp_src_rate($i) [expr ($src_rate_all)]
    set p_rate($i) [expr ($bn($i)*$mmpp_src_rate($i))]
    set mmpp_OnTime($i) [expr ($bl($i)*$mmpp_size($i)*8/$p_rate($i) )]
    set mmpp_OffTime($i) [expr ($mmpp_OnTime($i)*($bn($i)-1))]

}

set src_load 1

# To decrease the memory use we remove the unused pcked types from packet header.
remove-all-packet-headers
add-packet-header EPON_1 IP Flags NV RTP
set ns [new Simulator]
set nf [open cikis.nam w]
#$ns namtrace-all $nf
set sc [new StateCounters]
$sc start_counting $starttime
$sc end_counting $endtime
$sc interval $interval
$sc initialize

$ns color 0 Blue
$ns color 1 Red
$ns color 2 Green
$ns color 3 Yellow
$ns color 4 Purple

proc CreateMMPPSource { on_peak_rate avg_off_time avg_on_time pkt_size qos_class noeut_dest} \
{
    set mmpp_src_ [ new Application/Traffic/mmpp ]
    $mmpp_src_ addstate 1 1 0 1 [expr (1.0/$avg_off_time)] M $pkt_size
    $mmpp_src_ addstate 1 2 $on_peak_rate [expr (1.0/$avg_on_time)] 1 M $pkt_size
    $mmpp_src_ set-src-type $qos_class
    $mmpp_src_ seed 11
    return $mmpp_src_
}

Application/Traffic/CBR/INT set random_ 1

proc CreateCBRSource { on_avg_rate qos_class noeut_dest} \
{
    global src_rate_all
    set cbr_src_ [ new Application/Traffic/CBR/INT ]
    $cbr_src_ set-pktsize 70
    $cbr_src_ set-rate $src_rate_all
    $cbr_src_ set-cbrtype $qos_class
    return $cbr_src_
}

#Define a 'finish' procedure #####
proc finish {} {
    global ns OPR_Node DBorn_Agent
    global nf tf NTree sc
    $ns flush-trace
    close $nf
    #Output the results for each Agent
    $sc write_file
    puts "in finish"
    exit 0
}
#####

Agent/FTTH/EPON set MaxPktSize_ 1500
Agent/FTTH/EPON set LinkBW_ $lien
Agent/FTTH/EPON set LocalBufSize_ 100000
Agent/FTTH/EPON set NumONU_ [expr ($NTree)]
Agent/FTTH/EPON set Delay_ 0.5e-3

```

```

Agent/FTTH/EPON set GuardTime_ 5e-6
Agent/FTTH/EPON/HCDBA/OLT set PollTable_ 15000
Agent/FTTH/EPON/HCDBA/OLT set WindowMax_ 30000
Agent/FTTH/EPON/HCDBA/OLT set TimeComputation_ 5e-6
Agent/FTTH/EPON/HCDBA/OLT set TimeCycle_ 0.002
#this must be calculating by looking the line delay. it must be equal to total RoundTripTime
Agent/FTTH/EPON/HCDBA/OLT set RoundTripTime_ 0.0002
#Create the topology#####
for {set i 0} { $i < $NTree} {incr i} {
    set Node_ONU($i) [$ns node]
}
set Node_OLT [$ns node]
set Node_Splitter [$ns node]
#####
#attach the agent to each node #####
set Agent_OLT [new Agent/FTTH/EPON/HCDBA/OLT]
set Agent_SPLITTER [new Agent/FTTH/Splitter]
$ns attach-agent $Node_OLT $Agent_OLT
$ns attach-agent $Node_Splitter $Agent_SPLITTER

for {set i 0} {$i<$NTree} {incr i} {
    set Agent($i) [new Agent/FTTH/EPON/DEFAULT/ONU]

    $ns attach-agent $Node_ONU($i) $Agent($i)

    $Agent($i) Init-agent-var

    $ns connect $Agent_OLT $Agent($i)
    $Agent_OLT AddOnu $Agent($i)
    # $Agent($i) DumpAddress
}

#####
#set the parametre of link#####
$ns duplex-link $Node_OLT $Node_Splitter $lien 0.05ms DropTail
for {set i 0} {$i<$NTree} {incr i} {
    $ns duplex-link $Node_Splitter $Node_ONU($i) $lien 0.05ms DropTail
}
#####
for {set i 0} {$i < $NTree} {incr i} {
    for {set c 1} {$c <= 2} {incr c} {
        for {set k 1} {$k <= $mmp_no($c)} {incr k} {
            set OPR_Traf($i,$c,$k) [CreateCBRSources 0 $cos($c) 0]
            $OPR_Traf($i,$c,$k) attach-agent $Agent($i)
            $ns at 0 "$OPR_Traf($i,$c,$k) start"
            $ns at $simtime "$OPR_Traf($i,$c,$k) stop"
        }
    }
}
for {set i 0} {$i < $NTree} {incr i} {
    for {set c 3} {$c <= $cos_number} {incr c} {
        for {set k 1} {$k <= $mmp_no($c)} {incr k} {
            Application/Traffic/Exponential set rate_ $p_rate($c)
            set OPR_Traf($i,$c,$k) [CreateMMPPSource $p_rate($c) $mmp_OffTime($c)
$mmp_OnTime($c) $mmp_size($c) $cos($c) 0]
            $OPR_Traf($i,$c,$k) attach-agent $Agent($i)
            $ns at 0 "$OPR_Traf($i,$c,$k) start"
            $ns at $simtime "$OPR_Traf($i,$c,$k) stop"
        }
    }
}
}
#Finish Part #####
puts "interval_all"
puts $interval_all
puts "src_rate_all"
puts $src_rate_all
#Call the finish procedure after X seconds of simulation time
$ns at [expr ($simtime+1)] "finish"

#Run the simulation
$ns run

```

ÖZGEÇMİŞ

Özgür Can TURNA 24 Aralık 1982’de RİZE’de doğmuştur. 2000 Yılında Trabzon Yomra Fen Lisesini başarı ile bitirip yine aynı yıl İstanbul Üniversitesi Bilgisayar Mühendisliği Bölümünde lisans eğitime başlamıştır. 2005 yılında fakülte ikincisi olarak mezun olduğu İstanbul Üniversitesi Bilgisayar Mühendisliği Bölümünde yükseköğrenimine başlamıştır. 2007 tarihinde İstanbul Üniversitesi Bilgisayar Mühendisliği Bölümünde doktora programına başlamıştır. 2008-2011 yıllarında Fransa’daki Telecom SudParis Enstitüsüne araştırma amaçlı ziyaretlerde bulunmuştur. Aralık 2005 tarihinden bu yana İstanbul Üniversitesi Bilgisayar Mühendisliği bölümünde araştırma görevlisi olarak görev yapmaktadır.