

Çok Kanallı Geniřbant Kablosuz Sistemlerde Kaynak Tahsisi

Fatma İrem Sökmen

YÜKSEK LİSANS TEZİ

ELEKTRİK VE ELEKTRONİK MÜHENDİSLİĐİ

TOBB EKONOMİ VE TEKNOLOJİ ÜNİVERSİTESİ

FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ

Aralık 2011

ANKARA

Fen Bilimleri Enstitüsü onayı

Prof. Dr. Ünver KAYNAK

Müdür

Bu tezin Yüksek Lisans derecesinin tüm gereksinimlerini sağladığını onaylarım.

Doç. Dr. Hamza KURT

Anabilim Dalı Başkanı

Fatma İrem Sökmen tarafından hazırlanan Çok Kanallı Genişbant Kablosuz Sistemlerde Kaynak Tahsisi adlı bu tezin Yüksek Lisans tezi olarak uygun olduğunu onaylarım.

Yrd.Doç.Dr.Tolga GİRİCİ

Tez Danışmanı

Tez Jüri Üyeleri

Başkan : Doç Dr. Kemal BIÇAKÇI

Üye : Yrd.Doç.Dr.Tolga GİRİCİ

Üye : Yrd. Doç. Dr. Ali Cafer GÜRBÜZ

TEZ BİLDİRİMİ

Tez içindeki bütün bilgilerin etik davranış ve akademik kurallar çerçevesinde elde edilerek sunulduğunu, ayrıca tez yazım kurallarına uygun olarak hazırlanan bu çalışmada orijinal olmayan her türlü kaynağa eksiksiz atıf yapıldığını bildiririm.

Fatma İrem Sökmen

Üniversitesi : TOBB Ekonomi ve Teknoloji Üniversitesi
Enstitüsü : Fen Bilimleri Enstitüsü
Anabilim Dalı : Elektrik ve Elektronik Mühendisliği
Tez Danışmanı : Yrd.Doç.Dr.Tolga GİRİCİ
Tez Türü ve Tarihi : Yüksek Lisans - Aralık 2011

Fatma İrem Sökmen

Çok Kanallı Genişbant Kablosuz Sistemlerde Kaynak Tahsisi

ÖZET

Anahtar Kelimeler:TT-FBÇ, DFBC, Çoğa Gönderim, Kaynak Tahsisi.

Dik frekans bölmeli çoklama (DFBC) geniş bant sistemlerde semboller arası girişimi engellemek için kullanılmaktadır. Bu sistemle kanal alt kanallara bölünür. Her altkanal farklı kullanıcıya tahsis edilebilir. Çizelgeleyici her kullanıcı alt kanal ikilisinin kanal kazancı hakkında bilgi sahibi ise, bu bilgi kullanılarak akılcı algoritmalarla bant verimliliği artırılabilir ve sistem başarımlarına hedefine ulaşılabilir.

DFBC yönteminin bir dezavantajı yüksek tepe ortalama güç oranına (T/OGO) sahip olmasıdır. Bu yüzden yukarı gönderim ,enerjisi kısıtlı hareketli terminalden baz istasyonuna doğru iletim için aynı performanslı sağlayan tek taşıyıcılı frekans bölmeli çoklama (TT-FBÇ) tercih edilebilir. TT-FBÇ kendine has kanal tahsis kısıtları nedeniyle kanal tahsis problemini ilginç kılar. Çalışmamızın ilk bölümünde TT-FBÇ tabanlı bir sistemde altkanal ve güç tahsisi problemi üzerinde çalışılmış ve algoritmalar önerilmiştir.

Çoğa gönderim sistemlerinde bir baz istasyonu ve çeşitli kullanıcı grupları vardır. Bir gruptaki tüm kullanıcılara aynı bilgi iletilir. Burada çoğa gönderim veri hızı genelde en kötü kullanıcıya bağlı kabul edilir. Oysa ki, Reed-Solomon türü kodlamalar ile, kullanıcılar bütün kanallardaki sinyalleri çözmek yerine belirli bir sayıda kanalı çözerek gerekli bilgiye ulaşır. Bu durumda Reed-Solomon kodlamasının sağladığı avantaj ile DFBC'nin kanala bağlı çizelgeleme avantajı sayesinde çoklu yayın veri hızı artırılabilir. Çalışmanın ikinci bölümünde ise çoğa gönderim gruplarından oluşan bir sistem için altkanal ve bit tahsis algoritması önerilmiştir.

University : TOBB University of Economics and Technology
Institute : Institute of Natural and Applied Sciences
Science Programme : Electrical and Electronics Engineering
Supervisor : Yrd. Doç. Dr.Yrd. Doç. Dr. Yrd.Doç.Dr.Tolga GİRİCİ
Degree Awarded and Date : M.S. - Aralık 2011

Fatma İrem Sökmen

Resource Allocation in Multichannel Broadband Wireless Systems

ABSTRACT

Keywords: OFDM, SC-FDMA, Multicast, Resource Allocation.

Orthogonal Frequency Division Multiplexing (OFDM) has been used to combat inter symbol interference in broadband wireless systems. The available broadband channel has been divided into many narrow subbands. Channel aware resource allocation can be used to allocated each subchannel to the appropriate user and improve spectral efficiency and quality of service.

OFDM provides multi user diversity but has one disadvantage, which is high Peak to Average Power Ratio (PAPR), which decreases energy efficiency of mobile terminals. One solution is a method which has the same overall complexity with OFDM, and is called Single Carrier Frequency Division Multiplexing (SC-FDM). SC-FDMA has unique resource allocation constraints, which makes the channel allocation problem interesting. In the first part of the thesis we propose channel allocation algorithms for QoS in SC-FDMA based access systems.

In multicast systems there is a base station and multicast user groups, where users in a group receive the same information. Traditionally multicast rate is defined as the minimum user rate in a group, which seriously limits the throughput. Using Reed-Solomon the multicast data can be recovered from only a subset of bits/subchannels etc. So with channel dependent scheduling and OFDM it is possible to increase the multicast data of a system with the benefit of Reed-Solomon Coding. In the second part of the thesis we propose subchannel and bit allocation algorithms for multi group multicast systems.

TEŐEKKÜR

Yüksek lisansım boyunca bana destek olan aileme, arkadaşlarıma ve hocalarıma teşekkürlerimi bildiririm. Derslerde, asistanlığım süresinde ve tez aşamasında en çok destek olan ve büyük sabır gösteren Sn. Tolga GİRİCİ'ye ayrıca teşekkürlerimi belirtmek isterim.

Tez aşamasında bana her türlü destek sağlayan iş takım arkadaşlarıma ve amirlerime teşekkür etmek istiyorum.

İÇİNDEKİLER

	Sayfa
ÖZET	iv
ABSTRACT	v
TEŞEKKÜR	vi
İÇİNDEKİLER	vii
1. GİRİŞ	2
1.1. Tezin İçeriği	4
1.2. Yeni Nesil Geniş Bant Sistemler	4
1.3. Kablosuz Haberleşmede Bozulmanın Sebepleri	5
1.3.1. Yol Kaybı	5
1.3.2. Gölgeleme	5
1.3.3. Doppler etkisi	5
1.3.4. Semboller arası girişim	6
1.3.5. Düz sönmüleme, frekans seçici sönmüleme	6
1.3.6. Doğrusal Olmayan Bozulma	6
2. DFBC, TT-FBC ve Kanala Bağlı Kaynak Planlaması	7
2.1. Dik Frekans Bölmeli Çoklama (DFBC)	8
2.2. Tek Taşıyıcılı Frekans Bölmeli Çoklama	9
2.3. TT-FBC ve DFBC Karşılaştırılması	11
2.4. Kanala Bağlı Çizelgeleme	11
2.4.1. TT-FBC Performans Ölçümleri	13
3. Tek Taşıyıcılı Dik Frekans Bölmeleli Çoklama Yönteminde Kaynak Tahsisi	

Yöntemleri	16
3.1. Yukarı Gönderim TT-FBÇ Sistemlerinde Kanala Bağlı Çizelgeleme [Myung,Goodman [11]]	16
3.2. Tek Taşıyıcılı Frekans Bölmeli Çoklama Yöntemlerinde Eniyilenmiş Kaynak Tahsisi Yöntemi[Oteri,Wong [12]]	18
3.3. SC-FDMA Sistemleri için Döngüsel En fazla Yayılım Algoritmaları[Ruiz [17]]	22
3.4. SC-FDMA Sistemleri için Geliştirilmiş Döngüsel En fazla Yayılım Algoritmaları,[Liu, Otsuka [16]]	23
4. Yukarı Gönderim Tek Taşıyıcılı Frekans Bölmeli Çoklama Sistemlerinde Kaynak Tahsisi	25
4.1. TT-FBÇE Yönteminde Kaynak Tahsisi Problemi	25
4.1.1. Ağırlıklı Toplam Veri Hızı Maksimizasyonu	25
4.1.2. En Az Sayıda Alt Kanal ile Kaynak Tahsisi	28
4.1.3. Toplam Güç En Azaltımı	31
4.1.4. Benzetim Sonuçları	35
4.2. Heterojen Kullanıcılar için SC-FDMA Tabanlı Kaynak Tahsisi	38
5. Kablosuz Çoğa Gönderim Sistemlerinde Dik Frekans Bölmeli Çoklama ile Kaynak Tahsisi Yöntemleri	44
5.1. Dik Frekans Bölmeli Çoğa Gönderim Sistemlerinde Uyarlanabilir Kaynak Tahsisi[Bakanoğlu, [4]]	44
5.1.1. Birden Fazla Çoklu Yayın Grubu için Kaynak Tahsisi	50
6. Çoklu Yayın Kablosuz Ağlarda Kaynak Tahsisi	53
6.1. Problem Formülasyonu	53
6.1.1. Tek çoklu yayın grupları	55

6.1.2. Benzetim Sonuçları	56
7. Sonuçlar ve Yorumlar	59
KAYNAKLAR	59

ÇİZELGELERİN LİSTESİ

Çizelge	Sayfa
Çizelge 4.1. SC-FDMA kaynak tahsisi sistem parametreleri	39
Çizelge 4.2. Heterojen kullanıcıları bir sistemde kullanılan sistem parametreleri	42

ŞEKİLLERİN LİSTESİ

Şekil	Sayfa
Şekil 2.1. Dik Frekans Bölmeli Çoklama (DFBÇ) sisteminin şeması, [13]	8
Şekil 2.2. Tek Taşıyıcılı Frekans Bölmeli Çoklama (TT-FBÇ) sisteminin şeması, [13]	9
Şekil 2.3. Veri hızının SNR'a bağlı değişimi, [13]	12
Şekil 3.1. Kullanıcı-alt kanal fayda matrisi [17]	22
Şekil 3.2. RME örnek alt kanal tahsisi [17]	23
Şekil 3.3. IRME'nin RME üzerinde sağladığı avantaj [16]	24
Şekil 4.1. $M = 10$ ve $K = 25$ için farklı şemaların ağırlıklı toplam veri hızı kümülatif dağılımlarını vermektedir. [12]'daki aç gözlü algoritmaya göre performansta ufak bir artış sağlanmıştır (yaklaşık yüzde 7)	36
Şekil 4.2. $M = 10$ ve $K = 25$ için farklı şemaların en az sayıdaki alt kanal sayısına göre kümülatif dağılımlarını vermektedir. Kullanıcı başına düşen veri hızı kısıtı 16kbps dir. Aç gözlü algoritmalar en iyilenmiş çözümlerle nerdeyse aynı sonuç vermektedir.	37
Şekil 4.3. $M = 10$ ve $K = 20$ için farklı uygulamaların toplam harcanan güce göre kümülatif dağılım fonksiyonlarını vermektedir. Kullanıcı başına düşen veri hızı kısıtı 16kbps dir. BMPT, MPD'yi geride bırakarak eniyilenmiş çözümlerle nerdeyse aynı performansı elde etmektedir.	38
Şekil 4.4. Esnek olmayan kullanıcı sayısının 0,1 ve 3 olduğu durumlar için bağıl performansların kümülatif dağılımları gösterilmektedir. Esnek olmayan kullanıcı sayısı artıkça sunulan algoritma daha iyi başarımlar göstermektedir.	43
Şekil 6.1. $G = 1$ (Tek grup), $N = 128$, $P^T = 1000$ ve $BER = 10^{-6}$ için farklı algoritmaların çoklu yayın veri hızına göre benzetim sonuçları	57
Şekil 6.2. α vs. çoğa gönderim grup sayısı. Önerilen algoritma GA'ya [4] göre hem daha az karmaşık, hem de daha başarılıdır	58

BÖLÜM 1

1. GİRİŞ

Haberleşme sistemleri her geçen yıl daha çok gelişmekte, talep sayısı daha çok artmaktadır. Kablolu haberleşme ile tanışan kullanıcılar zamanla kablosuz haberleşme sistemlerini talep ettiler. Gelişen teknoloji evdeki kablolu telefonların yanında cep telefonları kullanılması gibi olanaklar sağladı. Böylelikle kullanıcılar istedikleri yerden haberleşme sağlayabildiler.

Internet uygulamaları, diz üstü bilgisayarlar ve kişisel cep bilgisayarların gelişimi kablosuz Internet talebini artırdı. Kullanıcılar evlerindeki kablolu bilgisayarla elde ettikleri servis kalitesinde kablosuz erişim istiyorlardı. Kullanıcıların hareketliliğini sağlamakla beraber yüksek veri hızı talebini de getirdi. Daha yüksek veri hızları için farklı iletim sistemleri, daha geniş bant, gelişmiş kaynak tahsisi, güç verimliliği gibi kavramlar birer problem olarak ortaya çıktı.

Gelişen haberleşme teknolojisiyle bant genişliği de arttı. Çünkü daha yüksek bant kullanarak daha yüksek veri hızı elde ediliyordu. Artan bu bant genişliği ile farklı kiplenme tekniklerinden fayda sağlandı. Bunlardan bir tanesi Dik Frekans Bölmeli Çoklama (DFBÇ, OFDM) tekniğidir. Bu sistem sayesinde kanal alt kanallara bölünür ve semboller alt kanallar üzerinden gönderilmektedir. Aynı bantı kullanan farklı kullanıcıların banttan faydalanma şekilleri farklı olacaktır. Bunun bir nedeni farklı alanlara yerleştirilmiş kullanıcıların, farklı kanal karakterine sahip olmasıdır. Farklı kanal karakterlerini oluşturan faktörler Bölüm 1.3.'de anlatılmıştır. Bunlardan kısaca bahsederseniz kullanıcının etrafındaki binalardan , gölgeleme ve çok yollu iletimden dolayı kanalın karakteri idealden uzaklaşır. Her kullanıcı ve altkanal için farklı kanal tepkisi olacaktır (farklı ortam, farklı binalar vs. nedeniyle). Kaynak tahsisi akıllı bir şekilde yapılırsa bu dezavantaj avantaja dönüştürülebilir.

DFBÇ yönteminde kanal alt kanallara bölünür ve kullanıcılar kendi aralarında kanalı paylaşırlar. İyi bir tahsis algoritmasıyla hangi kullanıcıya hangi kanalın daha verimli olacağını bilmek sistem verimliliğini artırabilir. Buna kanala bağlı çizelgeleme denir ve bölüm 2.4.'de ayrıntılı biçimde anlatılmıştır. DFBÇ yöntemi genişbant kanallarda görülen semboller arası girişim gibi sorulara çözüm bulmak için ideal bir sistem olarak tanımlanır. Aynı kanalda gönderilen ardışık semboller genişbant sistemlerde birbirlerine girişimde bulunmaktadır. Kanalı bölüp sembollerini dar-bant alt kanallarda

göndermek bu girişimi önleyecektir.

DFBÇ sistemlerinde en büyük problemlerden birtanesi tepe ortalama güç oranıdır (T/OGO). DFBÇ'de kanalın alt kanallara bölündüğünden bahsedilmiştir. Altkanal sayısının çok olduğu durumda bunların maksimum toplam iletim güçleri, ortalama toplam güce göre çok daha fazladır. Vericideki güç yükselticiler ortalamaya göre ayarlandığında, tepe güçle iletim yapılması gereken durumlarda iletilenlerdeki güç yükselticiler doğrusal olmayan bölgede çalışmak durumunda kalır ve sinyalde bozulmalar olur. Bu problemi çözmek için güç yükselticileri daha az verimli kullanmak gerekir. Bu verimsiz çözüm yerine farklı bir iletim yöntemlerinden olan tek taşıyıcılı frekans bölmeli çoklama sistemi (TT-FBÇ, SC-FDMA) kullanılır. Burada modülasyon sembolleri aynı anda değil seri olarak gönderilir. Aslında DFBÇ yönteminin ayrık fourier dönüşümünün yayılımı olarak adlandırılır.

Performans olarak DFBÇ yöntemiyle benzer olan TT-FBÇ yöntemi sinyal işleme bakımından ve seri iletim ile tek taşıyıcılı bir sistem olması bakımından ayrılır. Bu farklılık ile bu sistemde T/OGO'değerinin daha düşük olması sağlanır ama tek taşıyıcılı yapısından dolayı alıcı sistemlerde daha karmaşık ve büyük eşitleyiciler kullanılır. Bu eşitleyicileri genelde daha küçük yapıda olan hareketli terminallerde kullanmak maliyeti çok artırır. Bunları daha büyük yapıda ve daha sayıda az olan baz istasyonlarına yerleştirmek çok sorun yaratmayacaktır. Bu yüzden TT-FBÇ yöntemleri yukarı gönderim (uplink, terminalden baz istasyonuna) için tercih sebebi olabilir. Alt kanalların kullanıcılara olan tahsisi bakımından iki ana gruba ayrılan TT-FBÇ yöntemi Bölüm 2.2.'de ayrıntılı şekilde anlatılmıştır.

Bu çalışmada TT-FBÇ yöntemleri için kanala bağlı çizelgelemeyi esas alarak alt kanal, güç tahsisi üzerinde durulacaktır. Farklı problemlerin çözümü için gerek eniyelenmiş gerekse en iyiye yakın tahsis algoritmaları tanımlanmıştır. Bu tanımlanan algoritmaların başarımları değerlendirilmiş ve benzetim sonuçları gösterilmiştir.

Bu çalışma genel olarak çok kanallı kiplenme sistemlerinden kaynak tahsisi ile alakalıdır. Çalışmada TT-FBÇ tabanlı sistemlerin yanında DFBÇ sistemleri için de kaynak tahsisi problemleri üzerinde durulmuştur. Burada tek kaynaktan çok kullanıcıya aynı verinin gönderildiği tümegönderim sistemleri üzerinde durulmuş ve tüme gönderim grupları arasında altkanal tahsisi ve her altkanala bit tahsisi gibi problemler üzerinde çalışılmıştır. Klasik tüme gönderim sistemlerinde kanal kapasitesi hesap edilirken ortamdaki en kötü kullanıcı dikkate alınmıştır. Oysa ki Reed Solomon kodları gibi kodlar kullanıldığında herkes her altkanalı çözmek zorunda değildir ve bu

sayede altkanal kapasiteleri daha da artırılabilir. Bu amaçla literatürdeki bir algoritma ele alınmış ve aynı işi daha kısa sürede ve daha yüksek başarımla yapılan bir algoritma bulunmuştur.

1.1. Tezin İçeriği

Toplam 7 bölümden oluşan tezde. Bölüm 2’de TT-FBÇ ve DFBC yöntemleri ve kanala bağlı çizelgeleme anlatılmıştır. Bölüm 3’te TT-FBÇ yöntemlerinin kanala bağlı çizelgeleme kullanarak literatürde yapılmış bazı çalışmaların ayrıntıları verilerek kullanılan yöntemlerin açıklaması yapılmıştır. Bölüm 4’te ise literatürde çoklu yayın gruplu tüme gönderim ile ilgili yapılmış çalışmaların ayrıntısı verilmiştir. Bölüm 5’te ise TT-FBÇ yöntemi kullanarak oluşan kaynak tahsisi probleminin çözümleri ve benzetimleriyle ilgili yapılmış çalışmalar bulunmaktadır. Bölüm 6’da DFBC yöntemi kullanarak kaynak tahsisi problemlerinden bahsedilmiş, çözüm yolları gösterilmiş ve benzetimleri üzerinde durulmuştur. Bölüm 7’de ise sonuçlar kısmı yer almaktadır.

1.2. Yeni Nesil Geniş Bant Sistemler

Birinci nesil haberleşme sistemleri 1980’lerde kullanılmaya başladı. Bunlar analog ses iletimi olarak kullanılıyordu. İkinci nesil haberleşme sistemleri 1990’ların başında meydana çıktı ve dijital ses iletimine geçildi. Gelişmiş güvenlik ve teknolojisi bu nesil haberleşme sistemlerinde sunuldu. Kullanıcılar dünyanın farklı yerlerinden telefonla iletişim gerçekleştirebiliyordu. İkinci nesil GSM sistemlerinde kanal tahsisi olarak frekans/zaman bölmeli çoklama (FDMA/TDMA) kullanılırken Amerika’daki CDMA sistemlerinde kullanıcılar aynı zaman ve frekansta iletim yapmakta ve kullandıkları birbirine dik kodlar sayesinde mesajlar karışmamaktadır.

Üçüncü nesil haberleşme sistemleriyle daha yüksek bit hızına, daha iyi spektral verimlilikle erişilmektedir. Ses, veri ve görüntü iletilebilmektedir. 3 nesil ötesi sistemlerde daha yüksek bant genişliğine ihtiyaç duyulacaktır. Birinci nesil haberleşme sistemlerinde bant genişliği 25-30 KHz civarında iken, GSM ve CDMA olarak geçen ikinci nesil sistemler için sırasıyla 200 KHz ve 1.25 MHz kullanılmaktadır. WCDMA tabanlı 3. nesil sistemlerde ise 5 MHz bant kullanılmaktadır. Her yeni nesilde bant genişliği daha da artarken, bant sıkıntısını hafifletmek amacıyla bant verimliliğini artırıcı kaynak tahsis yöntemlerinin önemi artmaktadır [13].

1.3. Kablosuz Haberleşmede Bozulmanın Sebepleri

Kablosuz haberleşmede ulaşılmak istenen hedefler yüksek spektral verimlilik, yüksek veri hızı, az gecikme ve daha uzun süren batarya ömrüdür. Bunları elde etmek için jenerasyonlar boyunca birçok çalışma yapılmıştır. Bunları elde etmenin en önemli yolu kanal karakteristiğini bilmektir [13].

1.3.1. Yol Kaybı

Radyo dalgaları vericiden alıcıya doğru iletilirken fiziksel bir ortamdan geçer. Bu fiziksel ortam enerjinin kaybına sebep olur. Eş yönlü anten kullanımında enerji bir küreyi doldurur ve alıcı antendeki enerjinin miktarı alıcı ve verici arasındaki uzaklığa bağlı olarak $(1/d^\alpha)$ 'yla orantılı azalır. d 'nin üzerindeki α değeri uzay boşluğunda 2'dir fakat çevresel faktörlere bağlı olarak daha yüksek değerler alır ($2 < \alpha < 4$) [13].

Yönlü antenler tarafından alınıp verilen sinyaller arasında benzer bağlantılar olsa da, anten kazancının etkisi de vardır. Uydu sistemlerinde parabolik reflektörler kullanılarak anten kazancı artırılır ve yol kaybının etkisi telafi edilir. Karasal mobil sistemlerde ve ufak el cihazlarında bu tür çözümler mümkün değildir.

1.3.2. Gölgeleme

Eğer yol kaybı ile zayıflama sinyali etkileyen tek faktör olsaydı eşit uzaklıktaki alıcı vericilerde enerji aynı olurdu. Oysaki farklılıklar mevcuttur. bunun sebebi hat üzerinde farklı engellerin olmasıdır.

Deneysel çalışmaların sonucu olarak, gölgelemeden kaynaklanan kaybın dB cinsinden değeri bir Gauss rastgele değişkeni olarak ifade edilir. Bu değişkenin beklenen değeri sıfırdır ve standart sapma değeri σ ise hücre sel servis bölgesinin değişkenliğine bağlıdır. Genellikle $6dB \leq \sigma \leq 10dB$ değerleri arasında değişir. Şehirsel bölgelerde yüksek standart sapma yaşanırken kırsal bölgelerde bu oran daha düşüktür. Yer değişimine bağlı olarak sönmüleme de değişir. Sönmüleme değişimi onlarca metre yol katettikten sonra oluşur, bu nedenle bu sönmüleme türü yavaş sönmüleme olarak adlandırılır [13].

1.3.3. Doppler etkisi

İletimde sinüs dalgası gönderiliyor ve alıcı hareket halinde ise alınan sinyalin frekansı gönderilenden farklı olarak alınır. Bu farka Doppler frekans sapması denir [13].

1.3.4. Semboller arası girişim

Çevresel faktörlerden dolayı gönderilen sinyaller alıcıya birkaç yansımayla beraber ulaşır. Buna çok yollu iletim denir. Böylelikle kanalın dürtü cevabı farklı zamanlarda alınan dürtülerden oluşur. Buna kanalın gecikme yayılımı denir ve sembollerin birbirine karışmasına sebep olabilir. Bu duruma semboller arası girişim denir ve bozulmaya sebep olur [13].

1.3.5. Düz sönümleme, frekans seçici sönümleme

Sinyal saçılması ve çok yollu iletim kullanıcı servis alanı içerisinde hareket ettikçe radyo dalgalarının sebepleri olur. Bu değişimin sebebi dalga boyu seviyesinde taşıyıcı frekansın, gönderilen sinyalin. Buna genelde hızlı sönümleme denir ve gölgeleme sönümlemesinden ayırt edilir. gölgeleme sönümlemesinde sinyaller metreler seviyesinde değişiklik gösterirken, hızlı sönümlemede santimetreler seviyesinde değişiklik gösterir [13].

1.3.6. Doğrusal Olmayan Bozulma

Frekans bölmeli çoklama tekniklerinde zararı en fazla olan faktör göndericideki güç yükselticilerinin doğrusal olmamasıdır. Yukarıda anlatıldığı gibi çok frekans kanallı sistemlerde T/OGO yüksek ise güç yükselticileri doğrusal olmayan gölgede çalışabilir. Buna engel olmak için yükselticiler verimsiz bölgede çalışmalıdır.

Biz bu çalışmada yol kaybı, gölgeleme ve hızlı Rayleigh sönümlenmesini dikkate alacağız. Rayleigh sönümlenmesi engellerden saçılan pek çok sinyal bileşeninin alıcıda toplanmasıyla Gauss dağılımlı bir rasgele değişken etkisi göstermesi ile oluşur. Sinyallerin reel ve sanal bileşenleri Gauss dağılımlı olduğunda bunların bileşimi Rayleigh dağılımlı ve bunun karesi (yani güç) ise üssel dağılımlı bir rasgele değişken olur. Çok kanallı sistemlerde kanal bant genişliği yeteri kadar fazlaysa her kanalda birbirinden bağımsız Rayleigh sönümlenmesi olduğu varsayılabilir. Kanalların içerisinde ise düz sönümlenme olduğu varsayılabilir [13].

BÖLÜM 2

2. DFBC, TT-FBC ve Kanala Bağlı Kaynak Planlaması

DFBC ve TT-FBC yöntemleri frekans bölmeli çoklama yöntemleridir. Tüm frekans bölmeli çoklama sistemlerinde, sistem kanalı bölünerek alt kanallar oluşturur. Bu yöntemlerin avantajlarından biri birden fazla sinyali aynı anda gönderebilmesidir.

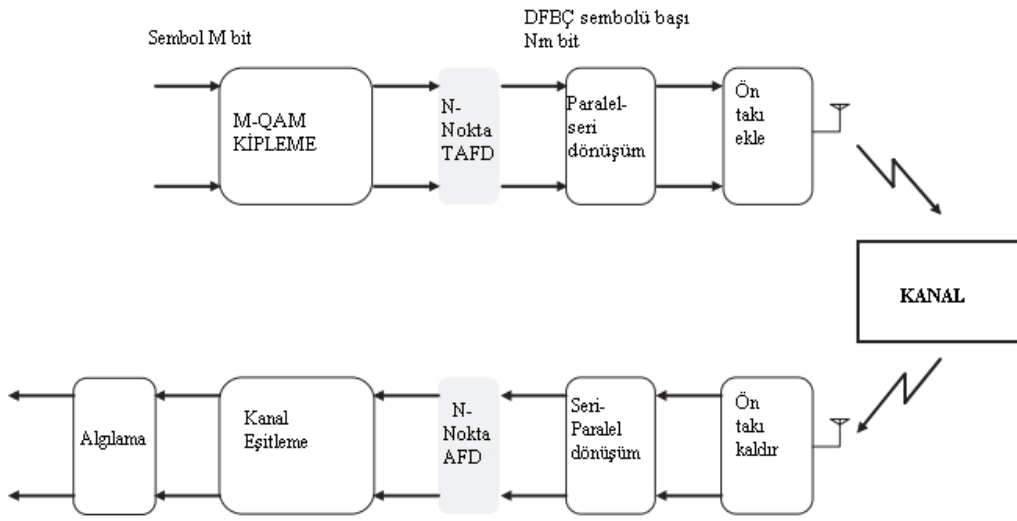
Frekans bölmeli çoklama yönteminin yararlarından bir diğeri ise çok kullanıcı bir sisteme avantaj sağlayabilmesidir. Ortamda farklı yerlere yerleştirilmiş kullanıcılar farklı sönümlenme değerlerine sahiptir. Bu her kullanıcının frekans cevabının farklı olmasına sebep olur. Geniş bant bir kanalda kullanıcı kanalın sadece bazı bölümlerinden iyi kazanç elde ediyor olabilir. Kullanıcılarının iyi durumda oldukları frekans aralıklarını bilen ve frekans bölmeli iletim yapan bir sistem, her kullanıcıya iyi olduğu alt kanalı tahsis ederek avantaj sağlayabilir.

TT-FBC ve DFBC yöntemleriyle genişbant bir kanal alt kanallara bölünür ve kullanıcılara tahsis edilir. Bu iki yöntem sinyal işleme prosedürleri açısından sadece ufak farklılıklar göstermektedir. Alt kanal tahsisinde ise DFBC yöntemiyle her kullanıcı her alt kanalı alabiliyorken, TT-FBC yöntemiyle kullanıcılara tahsis edilen alt kanallar ya frekans tabanında bitişik yada eşit aralıklarla ayrık olmalıdır [13].

Dik frekans bölmeli çoklama Wimax sisteminde hem yukarı gönderim hem de aşağı gönderimde kullanılırken, LTE sistemlerinde sadece aşağı gönderim için tercih edilmiştir. Yukarı gönderim için ise TT-FBC sistemi tercih edilmiştir. DFBC yönteminin en büyük dezavantajı yüksek Tepe/Ortalama Güç Oranına (T/OGO) değerine sahip olmasıdır. Bu fiyatı artırır ve güç verimliliğini azaltır. Daha düşük T/OGO ile hareketli terminallerde daha basit ekipmanlar kullanılır ve güç bakımından verimli olabilir. Öte yandan frekans tabanlı eşitleyiciler sinyalleme hızından dolayı daha karmaşık bir yapıya sahiptir. Bu eşitleyiciler ise alıcıda yani sadece baz istasyonunda ihtiyaç duyulur (hareketli olmayan terminaller). TT-FBC yönetimi DFBC'e göre daha düşük T/OGO değerine sahip olarak hareketli terminaller için bir avantaj sağlar ve bu yüzden de LTE sisteminin yukarı gönderiminde tercih edilen yöntem olmuştur.

2.1. Dik Frekans Bölmeli Çoklama (DFBC)

Şekil 2.1.'de bir DFBC sisteminin alıcı ve vericideki temel sinyal işleme prosedürünü şematik olarak gösterilmiştir. Sayısal kitleyici genel olarak dördün genlik kipleme (M-QAM) uygulayarak gelen ikili sinyali sembollere çevirir. M-QAM ile M bit veri ile bir kompleks kipleme sembol oluşturur. Daha sonrasında bu sembollerden N tanesine ters fourier dönüşümü uygulanır. Dönüştürülen her N sembol N alt kanalında yer alır [13].



Şekil 2.1. Dik Frekans Bölmeli Çoklama (DFBC) sisteminin şeması, [13]

Bu N alt kanaldan oluşan sinyal daha sonrasında bir sönümlü kanaldan geçilerek alıcıda Fourier dönüşümü uygulanır. Böylece frekans alanındaki N kipleme sembolü zaman alana geri çevirilmiş olur. Frekans tabanında elde edilen sinyalleri alt kanal SNR değerine göre uygun yerleştirme yapıldığında (kanala bağlı çizelgeleme) yüksek kapasitelere çıkılabilir. Bu DFBC yönteminin en büyük avantajlarından bir tanesidir. Bu yöntemin dezavantajı ise iletilen sinyalin tüm modülasyon sembollerinin toplamı olacağı için aynı fazda olan sinyaller yüksek genliğe sebep olacaklardır. Bu yüksek tepe ortalama güç oranı yaratır. Güç yükselticisine bu nedenle zaman zaman çok yüksek sinyaller girer, bu da yükselticinin doğrusal olmadığı bölgeye karşılık gelir ve sinyalde bozulmalar olur. Buna çözüm olarak yükselticinin daha verimsiz çalışması önerilebilir. Bu güç verimsizliğini önlemek için Tek Taşıyıcı Frekans Bölmeli Çoklama Önerilmiştir.

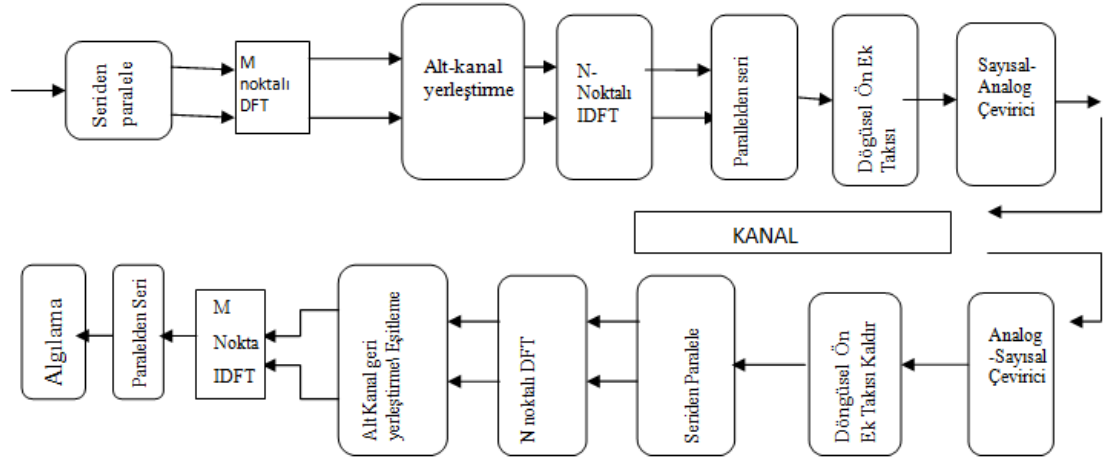
2.2. Tek Taşıyıcılı Frekans Bölmeli Çoklama

Şekil 2.2.'de bir TT-FBÇ yöntemi için sinyal iletim basamakları gösterilmiştir. Alıcının girişinde, vericinin çıkışında kompleks kipleme sembolleri bulunmaktadır. Daha sonra bu M sembole ayrık Fourier dönüşümü uygulayarak frekans alanında M sembol elde edilir. Bu M frekans tabanlı sembol daha sonra N alt kanalla yerleştirilir. Her bir alt kanal aralığı f_0 Hz olarak tanımlandığında bant genişliği aşağıdaki gibi olacaktır;

$$W_{kanal} = f_0 \cdot N [HZ] \quad (2.1)$$

Bu durumda her terminalin M kadar sembolü olduğunu düşünürsek, bu örnekte sistem toplamda N/M kadar terminalin sinyal iletimini gerçekleştirebilir. Bu durumda Q kadar terminalin iletimini sağlayan bir sistem için bu değer şu şekilde olacaktır [13].

$$Q = \frac{N}{M} \quad (2.2)$$



Şekil 2.2. Tek Taşıyıcılı Frekans Bölmeli Çoklama (TT-FBÇ) sisteminin şeması, [13]

Alt kanallara yerleştirilmiş olan semboller gönderilmeden önce çok yollu iletimden kaynaklanan iç sönülmeyi engellemek amacıyla sinyal işleme yöntemlerinden döngüsel ön takı eklemeye uygulanır. İdeal kanallarda kanalın bir tek dürtü cevabı vardır. Oysa çok yolu iletimden dolayı kanalın dürtü cevabının yanında birde farklı

zamanlarda yan dürtü cevapları gelmektedir. Döngüsel ön takı eki ile kanalın bu gecikmesine karşı bir koruma sağlanır. Bu yöntemle gönderilen sinyallerin son bölümünün bir kopyası ilk bölüme eklenir. Gönderici aynı zamanda sinyalleri bir doğrusal filtreden geçirerek bant dışı radyasyonu yok etmeyi amaçlar. Bunun için dürtü oluşturma (pulse shaping) filtresi kullanılır. En sık kullanılan dürtü oluşturma filtresi yükselen kosinüsdür. Bu filtrenin zaman ve frekans alanındaki tanımı aşağıdaki gibidir. Burada T sembol katsayısı, α ise roll of faktörüdür. Bu faktör 0 ve 1 arasındadır ve bant dışı radyasyonu kontrol eder. $\alpha = 0$ için bu filtre bant geçiren filtredir ve tüm bant dışı radyasyonu yok eder. α arttıkça bant dışı radyasyon artar, α azaldıkça ise filtrenin dürtü cevabının yan fonksiyonları artar ve gönderilen sinyalin dürtü şekillendirme sonrası iletim gücü artar [13].

$$P(f) = \begin{cases} T & , 0 \leq |f| \leq \frac{1-\alpha}{2T} \\ \frac{T}{2} \left\{ 1 + \cos \left(\frac{\pi T}{\alpha} \left(|f| - \frac{1-\alpha}{2T} \right) \right) \right\} & , \frac{1-\alpha}{2T} \leq |f| \leq \frac{1+\alpha}{2T} \\ 0 & , |f| \geq \frac{1+\alpha}{2T} \end{cases} \quad (2.3)$$

$$p(t) = \frac{\sin(\pi t/T)}{\pi t/T} \cdot \frac{\cos(\pi \alpha t/T)}{1 - 4\alpha^2 t^2/T^2} \quad (2.4)$$

TT-FBÇ sisteminde alt kanal tahsisi için iki türlü yöntem vardır. Bunlardan bir tanesi dağınık frekans bölmeli çoklama (D-FBÇ) yöntemi iken bir diğeri ise lokal frekans bölmeli çoklama (L-FBÇ) yöntemidir. Lokal tahsis yönteminde (bu örnekte) her kullanıcıya verilen M adet alt kanal frekans alanında bitişiktir. Dağınık tahsis yönteminde ise alt kanallar banda eşit aralıklarla dağıtılmış şekilde tahsis edilir. Her iki durumda da $N - M$ kadar boş kalan alt kanallara 0 volt verilir. D-FBÇ'nin en büyük avantajı DFT kullanmadan sinyalleri zaman alanında gönderebilir.

Kaynak tahsisi açısından alt kanal tahsisi kanala bağlı atama veya sabit atama gibi yöntemler olarak ayrılabilir. Kanala bağlı atamada kullanıcının frekans cevabı kullanılır. Bu açıdan L-FBÇ'de çoklu kullanıcı farklılığından yararlanılırken, D-FBÇ yönteminde frekansa bağlı farklılıktan yararlanılır.

DFBÇ yöntemi AFD ve TAFD'nin vericideki birleştirmesiyle basit bir sinyal işleme operasyonuna dönüşmesi ile elde edilir. Bu dönüşümde her sembol kompleks bir sayı ile çarpılır ve her giriş Q faz rotasyonu ile çarpılır. Burada Q bant genişletme faktörüdür. Bu çarpım her kompleks modülasyon sembolünün rotasyonu olarak açıklanır. Bu doğruluğu anlamak için AFD ve tersi iki özelliğinden bahsedilir. Bunlardan bir tanesi eşit aralıklarla alınan sıfır olmayan örneklerden bir alandaki tanımı periyodik bir yapıdır.

Bir diğeri ise frekans alanındaki her r kadar kayma zaman alanında faz deęişimine sebep olur. Faz rotasyonu her örneęi ile çarpma ile elde edilir. Burada N ters fourier nokta sayısı, r frekans kaymasının miktarı ve n zaman alanındaki örnek sayısıdır [13].

2.3. TT-FBÇ ve DFBC Karşılaştırılması

Her iki yöntemde de benzer sinyal işleme yöntemi kullanılır. Veri bloklarının kiplenmesi ve iletilmesinde M modülasyon sembolleri bulundurulur. İletim bandı alt kanallara bölünür ve ayrık alt kanallarda gönderilir. Her iki yöntem için frekans tabanında eşitleme kullanılır. Bunlara rağmen önemli farklılıklar vardır. Bunların en önemlisi DFBC çoklu taşıyıcı kullanırken TT-FBÇ tek taşıyıcı kullanır. Bu TT-FBÇ yönteminin daha düşük T/TGO sahip olmasını sağlar. DFBC kullanıldığında kiplenmiş sembollerin zaman değeri artırılır ve her blok başı M sembol ve N alt kanal bulunduğunda hem TT-FBÇ ve DFBC $Q=M/N$ aynı anda iletim yapabilir [13].

Kiplenmiş sembol zamanı T ise, DFBC için bu sembol zamanı $M \times T$ dir. Bu semboller arası girişimi engeller ve DFBC'dan yarar sağlanır. Bunun tersi olarak TT-FBÇ'de kiplenmiş sembol zaman alanında sıkıştırılır. TT-FBÇ'de sembol zamanı zaman bölmeli çoklamada olduğu gibi T/Q 'dur. TT-FBÇ baz istasyonunda frekans tabanlı eşitleme yöntemi kullanarak semboller arası girişimi engeller.

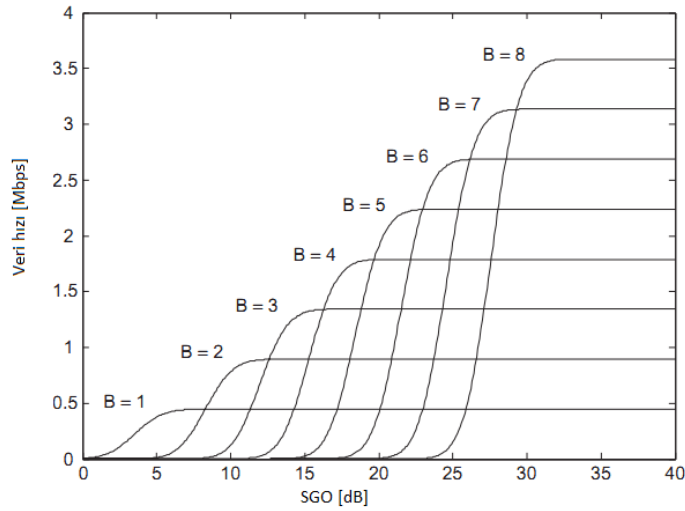
DFBC her alt kanal için ayrı ayrı eşitleme ve veri tanımlama gerçekleştirir. Buna karşı DFBC eşitlemeyi tüm banda uygular ve daha sonrasında TAFD kullanarak bir terminalden aldığı sinyali zaman alanına çevirerek kiplenmiş sinyallerin ağırlıklı toplamını alır. Bu durum DFBC için geçerli değildir çünkü gönderilen sinyal bir bloktaki sinyallerin ağırlıklı toplamıdır. TT-FBÇ her sinyali etkin biçimde banda yaydığı için frekans seçici sönmlemeye DFBC'ye göre daha hassastır. DFBC'nin TT-FBÇ'e göre bir avantajı ise kanala uyumlu bit ve güç tahsisi yapabilmesidir. Farklı alt kanallarda farklı kipleme ve güç tahsisi yapılabilir. Bunun sonucunda DFBC yönteminde kanal kapasitesinin üst sınırlarına erişilir [13].

2.4. Kanala Bağlı Çizelgeleme

Frekans bölmeli iletim tekniğinin en büyük avantaj kanala bağlı planlama yapılarak alt kanal ataması ve çoklu kullanıcı farklılığından dolayı performans geliştilmesidir. Farklı alanlarda yer alan kullanıcıların farklı kanal kazançları vardır. Terminal hareket ettikçe kanal kazancı da deęişir. Bu durumda sistem periyodik olarak bu deęişimi takip etmeli ve anlık kanal kazançlarına göre kanal planlaması yapılmalıdır.

Çizelgelemenin en önemli olgularından biri kanalları terminallere iyi oldukları alt kanallara tahsis etmektir. Pratik olarak bu baz istasyonunun terminallerin kanal durumunu ve iletim taleplerini bilmeyi gerektirir. Planlayıcı daha sonra optimizasyon algoritmaları uygulayarak her terminal için alt kanal tahsisi sağlar. Son olarak baz istasyonu terminallere tahsis edildikleri kanalların bilgisini gönderir.

Kanala bağlı atamanın faydalarını görmek için kanalın kanal kazancından yararlanarak optimal veya alt optimal algoritmalar kullanılır. DFBC yönteminde direk bir alt kanal tahsisi kısıtı yokken TT-FBC yönteminde alt kanal tahsisi kısıtları mevcuttur. Kullanılan yöntemin LFBÇ veya DFBC olmasına göre uyarlanan algoritma farklı olacaktır. Buna yönelik yapılmış çalışmaların çoğunda baz istasyonunun tüm zaman boyunca mükemmel kanal bilgisine sahip olduğu varsayılır [13].



Şekil 2.3. Veri hızının SNR'a bağlı değişimi, [13]

Kısaca atama yöntemi farklı terminallere optimal olarak kanal, hız ve güç kaynaklarını terminal sistem kalitesi taleplerini karşılayarak atama gerektirir. Sinyal kalitesi bit hata oranı veya paket hata oranı olarak tanımlanabilir ve bu değerler iletişim hattının veri hızını etkiler. Şekil 2.3. de sinyal/gürültüye oranına bağlı olarak veri hızının grafiği verilmektedir. Burada BPSK kullanıldığında sembol başına $B = 1$ bit, QPSK kullanıldığında sembol başına $B = 2$ bit, QAM kullanıldığında ise $B = 3, 4, \dots, 8$ bit düşmektedir. Her eğri SNR ile artış gösterip bir en yükseğe ulaşır. Bu değer hatasız iletimi temsil eder. Düşük SGO'da ise veri hızı B ile ters orantılı olarak değişir. Çünkü sembol başı bit sayısı yüksek olan modülasyon tekniklerinin paket hata oranları daha

yüksektir. Sonuç olarak her SGO için daha yüksek veri hızı sağlayan bir tek kipleme tekniği vardır.

2.4.1. TT-FBÇ Performans Ölçümleri

Mobil terminallerde en önemli kaynak güç ve bant genişliğidir. Yukarı gönderim kanallarında atama algoritmalarının kalitesi iletilen bilgi miktarı, harcanan enerji ve kanalın işgal ettiği zaman ve bantla ilişkilendirilebilir. Kanala bağlı atama şemalarında alt kanal ve enerjinin iki türlü kullanımı vardır. Bunlardan biri terminalin verisinin iletimi iken diğeri sesleme (sounding) referans sinyallerinin gönderilmesidir. Kanala bağlı atamada baz istasyonu hangi kullanıcıya hangi alt kanal vereceğini hesaplar. Bu hesaplamayı yapmak içinse her kullanıcı ve alt kanal ikilisi için kanal kazancını bilmelidir. Pratikte böyle bir uygulama bant genişliği ve terminal enerjisi bakımından fazla maaliyet içerir. Bu uygulamanın daha pratik olabilmesi için sistem sesleme sinyallerini ne sıklıkta ve kaç tane alt kanal ayıracağını bilmelidir. LTE sistemleri kanal karakteristiğini öğrenmek için iki farklı referans sinyali kullanır. Demodülasyon ve sesleme referans olarak ayrılan sinyallerden demodülasyon her paylaşılan kanal ve kontrol kanalları için kullanılırken, sesleme referans sinyalleri sadece o iletim için kullanılan bant hakkında bilgi verir. Kanal durum bilgisi sesleme sinyallerinin sıklığına ve bu sesleme işlemi için kullanılan alt kanal sayısına bağlıdır. Daha önceden belirttiğimiz gibi güç ve bant genişliği kullanılan hareketli terminaller için önemli iki kısımdır. Farklı terminaller için veri hızı hesabı yapılırken iki yöntem kullanılır bunlardan bir tanesi Shannon kapasitesi bir diğeri de saniye başı hatasız alınan bitlerin sayısıdır. Shannon kapasitesi bir kanalın saniye başı alabileceği hatasız bitlerin üst sınırıdır [13].

$$C = W \log_2(1 + SGO) \quad (2.5)$$

Burada W bant genişliği, SGO beyaz gauss kanalının sinyal gürültü oranıdır. C modülasyon ve kodlamadan bağımsızdır. Bu sebepten dolayı kanala bağlı atama yöntemlerinin direkt olarak analizi için kullanılabilir. TT-FBÇ de kanallar sönümleme kanallarıdır ve beyaz gauss gürültüsü için uygulanan Shannon ifadesi direk olarak uygulanamaz. Bu durumda i terminali için kanal kapasitesi C_i hesaplanırken alt kanal başı k 'ye düşen sinyal gürültü oranı $\gamma_{i,k}$ kullanılmalıdır. Bu hesaplanan kullanıcı SGO değeri aşağıdaki (frekans alanı eşitlemesi için) gibidir.

$$\gamma_i = \left(\frac{1}{\frac{1}{M} \sum_{i \in N} \frac{\gamma_{i,k}}{\gamma_{i,k}} + 1} - 1 \right)^{-1} \quad (2.6)$$

Bu durumda i terminalinin kapasitesi şu şekle dönüşür

$$C_i = (B/N) \log_2(1 + \gamma_i) \quad (2.7)$$

Belirli modülasyon, kodlama ve yeniden iletim gibi konular çerçeve hata oran FER dikkate alındığında devreye girer. Burada veri hızı

$$T_i = R_i \times PSR \times R_i b/s \quad (2.8)$$

Yukarıdaki denklemde R_i bilgi iletim hızı (ham veri, kanal kodlama bitleri ve overhead hariç) ve $PSR = 1 - FER_i$ terminal için paket başarı hızıdır. Bir atama algoritmasının başarısı toplam kapasite veya veri hızının ortalamasıdır. Kapasite veya veri hızının hesaplanmasının bir yolu toplamlarını almaktır. Aynı anda K kullanıcının iletim yaptığı toplam kapasite ve throughput aşağıdaki gibi tanımlanır;

$$C_{toplamlam} = \sum_{i=1}^K C_i \quad (2.9)$$

ve

$$T_{toplamlam} = \sum_{i=1}^K T_i \quad (2.10)$$

Bu kısıtı esas alarak $C_{toplamlam}$ veya $T_{toplamlam}$ maksimize etmeye çalışan yöntemler bandın yüksek bir bölümünü baz istasyonuna daha yakın olup yüksek sinyal gürültü oranına sahip kanallara daha çok alt kanal atarlar. Eşitlik sağlamak içinse kapasitenin veya throughput'un çarpımının en yüksek değeri elde edilmeye çalışılabilir. Çarpımı en yüksek yapmak logartimaların toplamını kullanmaktır [13].

$$C_{esit} = \sum_{i=1}^K \log C_i \quad (2.11)$$

veya

$$T_{esit} = \sum_{i=1}^K \log T_i \quad (2.12)$$

Kapasite ve veri hızının başarısını ilişkilendiren bir diğer kavram ise Outage'dir. Outage (kesinti) hesaplarında hedef bir kapasite veya veri hızı kavramı vardır. Outage

tanımında bu hedeften daha düşük veri hızına veya kanal kapasitesine düşülmesidir. Şu ana kadar bahsedilen C_{sum} , C_{fair} ve outage kavramları problem hedefleri olsada hiçbiri güç meselesini hesaba katmamıştır. Bunun için farklı bir konsept olan utility ortaya çıkmıştır. Bu kavram ile belirlenen problem hedeflerinde hem bant hemde güç verimliliği esas alınmıştır. En çok kullanılan utility hesabı kapasitenin güce veya throughputun güce olan oranıdır.

$$U_i = \frac{C_i}{P_i} \quad (2.13)$$

ve

$$U_i = \frac{T_i}{P_i} \quad (2.14)$$

Diğer bir problem hedefi ise belli veri hızı kısıtlarına minimum güçle ulaşmaktır. Genellikle www veya FTP kullanıcıları için amaç toplam veya ortalama veri hızını maksimum yapmaktır. Bu uygulama trafik tiplerine elastik trafik denir, zira bunlara ne kadar kaynak ayrılrsa kullanacak potansiyelleri vardır. Buna karşın ses veya görüntü aktarımı gibi gerçek zamanlı uygulamalar için ise belli minimum kriterleri sağlayabilmek önemlidir, aksi halde bu uygulamalar başarısız olur. İşte bu çalışmamızdas bu iki trafik tipini de talep eden kullanıcıların olduğu bir sistem ele alınacaktır.

BÖLÜM 3

3. Tek Taşıyıcı Dik Frekans Bölmeleli Çoklama Yönteminde Kaynak Tahsisi Yöntemleri

Bölüm 2.2.'de TT-FBÇ yönteminin alt kanal tahsisinde getirdiği kısıtlardan bahsetmiştik. Bu kısıtlamalardan bir tanesi alt kanalların tek tek değil guruplar halinde kullanıcılara veriliyor olmasıydı. Bir diğeri ise alt kanalların seçilen tahsis yöntemine bağlı olarak frekans alanında bitişik (L-FBÇ) veya eşit aralıklarla(D-FBÇ) tahsis edilmesiydi. Bu çalışmada L-FBÇ yöntemleri için kaynak tahsisi üzerinde durulacaktır. Bu sistem için literatürde yapılmış çalışmalar bu bölümün takip eden başlıklarında belirtilecektir. Bu çalışmalarda LFBC yönteminin frekans seçiciliğinden faydalanılmış ve kanala bağlı çizelgeleme kullanılmıştır.

3.1. Yukarı Gönderim TT-FBÇ Sistemlerinde Kanala Bağlı Çizelgeleme [Myung,Goodman [11]]

Bu çalışmada L-FBÇ ve D-FBÇ sistemleri için literatürdeki veri hızı maksimizasyonu çalışmaları anlatılmaktadır. B Hz'lik sistem bant genişliği toplam L alt kanala bölünür, L alt kanal ise kendi arasında N tane alt kanal grubu şeklinde gruplanır.2.4.'de anlatıldığı gibi alt kanalları gruplar halinde tahsis etmek, sisteme kolaylık sağlamaktır. Küme başı düşen alt kanal sayısı $M = L/N$ 'dir. Bu durumda bir kullanıcı kendisine tahsis edilen her alt kanal gurubu başına M veri sembolü gönderebilir.

Baz istasyonu, her kullanıcı-alt kanal gurubu için kanal kazancını bilmelidir. Sistemde en küçük ortalama karekök hata eşitleyicisi kullanılmıştır. Bu durumda, alt kanal kullanıcı SGO'su $\gamma_{i,k}$ olarak tanımlandığında, alt kanal gurubunun SGO'su 2.6'deki gibi hesaplanır. Bu durumda kanal kapasitesinin üst sınırı da 2.7'deki gibi olacaktır.

Kullanıcılara verilen her alt kanalda eşit bit ve güçle iletim yapıldığı varsayılmıştır. Bir kullanıcı, frekans alanında bitişik olması kaydıyla birden fazla alt kanal grubu olabilir. Bu durumda kullanıcıya atanan tüm alt kanal gruplarındaki alt kanalların toplam kümesi $I_{alt,k}$ olarak tanımlanır. k kullanıcısının tüm alt kanallarına tahsis edilen güç $P_k^{alt} = P_k/|I_{alt,k}|$ olacaktır. Burada P_k , k kullanıcısının toplam iletim gücü iken $|I_{alt,k}|$, kullanıcının aldığı alt kanalların toplam sayısıdır. k 'ya tahsis edilen alt kanal kümelerinden bir tanesine $I_{ak,k}$ olursa bu alt kanal grubunun k 'ya atanması sonucu

elde ettiği veri hızı aşağıdaki SGO değerine bağlı olarak hesaplanacaktır.

$$\gamma(P_k, I_{ak,k}) = \left(\frac{1}{\frac{1}{|I_{alt,k}|} \sum_{i \in I_{ak,k}} \frac{\gamma_{i,k}}{\gamma_{i,k} + 1}} - 1 \right)^{-1} \quad (3.1)$$

Burada $\gamma_{i,k}$, i alt kanalının k kullanıcılarındaki SGO olarak tanımlanır ve aşağıdaki gibi hesaplanır,

$$\gamma_{i,k} = \frac{P_k^{alt} H_{i,k}}{\sigma_i^2} \quad (3.2)$$

Burada $H_{i,k}$, i alt kanalının k kullanıcılarındaki kanal kazançını, σ_i^2 ise gürültü gücünü belirtmektedir. Bu durumda $I_{ak,k}$ alt kanal grubu atanmış k kullanıcıları için kanal kapasitesi aşağıdaki gibidir.

$$C_k(P_k, I_{ak,k}) = \frac{B|I_{ak,k}|}{N} \cdot \log[1 + \gamma(P_k, I_{ak,k})] \quad (3.3)$$

Bu çalışmada hem L-FBÇ hemde E-FBÇ yöntemleri için kaynak tahsisi yapılmıştır. Biz sadece L-FBÇ yöntemi için yapıları incelemekteyiz. Problem formülasyonu aşağıdaki gibidir. Amaç toplam veri hızını en fazlaştırmaktır.

$$\max \sum_{k=1}^K C_k(P_k, I_{ak,k}) \quad (3.4)$$

Bu problemdeki kısıtlar, daha önceden bahsedildiği gibi bir kullanıcının yalnızca birbirine bitişik alt kanalları alabilmesi ve bir alt kanalın yalnızca bir kullanıcıya verilmesidir. Bir değer kısıt ise güç kısıtıdır ve belirtildiği gibi

$$P_k = P_{max} \rightarrow P_k^{(alt)} = P_k / |I_{alt,k}| \quad (3.5)$$

olacaktır. Bu çalışmada önerilen algoritma daha az karmaşayla en iyilenmiş çözüme yaklaşmayı hedeflemektedir. Bu algoritmada kullanılan önemli kümelerden bir tanesi mevcut alt kanallar kümesi I_{MA} ve mevcut kullanıcılar kümesi I_{MK} 'dir. Bu kümeler düzgün güncelleştirmelerle yeniden tahsis gibi problemleri engellemek için kullanılır.

1. Başlangıç: Tüm kullanıcıları ve alt kanal kümelerini tahsis edilebilir mevcut kullanıcılar ve alt kanallar kümesine dahil et $I_{MK} = \{1, 2, \dots, K\}, I_{MA} =$

$\{1, 2, \dots, N\}$

2. Alt kanal seçimi: Tüm kullanıcılar ve alt kanallar arasından kanal kazancı en yüksek olan alt kanalı bul. Her mevcut alt kanal n ve kullanıcı j için, aşağıdaki ikiliyi bul $[n^*, j^*] = \arg \max_{n \in I_{MK}, j \in I_{MK}} C_j(P_{max}, n)$
3. Açgözlü alt kanal tahsisi: Aşama 2 de seçilen alt kanalın marjinal kapasiteyi en fazla artıran (k^*) kullanıcıyı bul ve aşağıdaki gibi tahsis et: $I_{ak,k} = I_{ak,k} \cup \{n^*\}$ for $\forall k \in I_{MK}$ $k^* = \arg \max_{k \in I_{MK}} [C_k(P_{max}, I_{ak,k}) - C_k(P_{max}, I_{ak,k})]$ $I_{ak,k^*} = I_{ak,k^*} \cup n^*$
4. Mevcut alt kanallar kümesinden tahsis edilen alt kanalı sil ($I_{MA} = I_{MA} - n^*$). Tüm alt kanallar tahsis edilene kadar 2. adımdan itibaren tüm adımları uygula.

3.2. Tek Taşıyıcılı Frekans Bölmeli Çoklama Yöntemlerinde Eniyilenmiş Kaynak Tahsisi Yöntemi [Oteri, Wong [12]]

Bu çalışmada TT-FBÇ sistemi için ağırlıklı toplam veri hızı en yüksek değerine getirilmesi amaçlanmıştır. M sayıdaki kullanıcı kümesi, $\mathcal{M} = 1, \dots, M$ olarak ifade edilir. B kanalı toplamda K alt kanala bölünerek $\mathcal{K} = 1, \dots, K$ alt kanallar kümesini oluşturur. Bu çalışmada TT-FBÇ yöntemiyle kaynak tahsisi yapılması amaçlanmıştır, ve dolayısıyla bu yöntemin getireceği kısıtlar vardır. Bu kısıtlar hem alt kanal tahsisi hemde güç tahsisini kapsamaktadır. Alt kanal tahsisinde göz önünde bulundurulmuş kısıtlar (1) *teklik*: bir alt kanal en fazla bir kullanıcıya verilebilir. (2) *bitişiklik*: bir kullanıcı birden fazla alt kanal tahsis edildiğinde bu alt kanallar frekans alanında bitişik olmalıdır. Güç tahsisi kısıtları ise (1) *toplam güç kısıtı*: bir kullanıcının toplam iletebildiği güç P_m değerinden daha küçük olmalıdır. (2) *tepe noktası kısıtı*: kullanıcıların alt kanallarına tahsis ettiği güç bir $P_{m,k}$ değerinden daha küçük olmalıdır. (3) *sabit güç kısıtı*: bir kullanıcıya birden fazla alt kanal tahsis edildiğinde tahsis edilen güç miktarı $\hat{P}_{m,k}$ değerinden daha küçük olmalıdır. Kullanıcı ağırlığı olarak belirlenen kavram ise daha üst haberleşme katmanlarında önem kazanan ve kullanıcının öncelik belirtisini ifade eden kavram olarak tanımlanabilir. m kullanıcısının, k alt kanalındaki kanal kazancı $\gamma_{m,k}$ 'dir ve baz istasyonunda bilindiği varsayılmaktadır.

Kullanıcı m 'ye tahsis edilen tüm alt kanalları bir kümede toplanır ve buna \mathcal{K}_m adı verilir. Bu durumda kaynak tahsisi problemi hedef fonksiyonu ve kısıtlarıyla beraber

şu şekilde tanımlanabilir,

$$\max_{\{\mathcal{K}_1, \dots, \mathcal{K}_M\} \in \mathcal{K}} \sum_{m \in \mathcal{M}} w_m \sum_{k \in \mathcal{K}} R_{m,k}$$

$$\mathcal{K}_m \cap \mathcal{K}_{m'} = \emptyset, \forall m \neq m', m, m' \in \mathcal{M} \quad (3.6)$$

Burada $R_{m,k}$, m kullanıcıasına k alt kanalının yüklenmesiyle elde edilen veri hızıdır ve şu şekilde ifade edilebilir

$$R_{m,k} = \log_2 \left(1 + \min\left(\frac{P_m}{|\mathcal{K}_m|}, \hat{P}_{m,k}\right) \frac{\gamma_{m,k}}{\sigma^2} \right) \quad (3.7)$$

Bu çalışmada en iyilenmiş sonucu elde etmek için ayrık kümeleme yöntemlerinden biri olan ikili tam sayı programlama kullanılır. Bunun için problem şu şekilde yeniden düzenlenmelidir.

$$\max_x C^T x$$

$$A\mathbf{x} = \mathbf{1}_r$$

$$X_j \in \{0, 1\} \forall j \quad (3.8)$$

Burada A , $r > c$ şartıyla $rx c$ 'lik, birlerden ve sıfırlardan oluşan kısıt matrisidir, c ise ödül vektörüdür. $\mathbf{1}_r = [1, \dots, 1]^T$, birlerden oluşan r -boyutlu bir vektördür. Burada r kısıt sayısına aynı zamanda $rx c$ 'lik A kısıt matrisinin satır sayısına eşittir. Son olarak \mathbf{x} 0 veya 1 değerlerini alabilen, optimizasyon değişkenlerinin olduğu c boyutlu bir vektördür (c değerinin hesabı bir örnek ile gösterilecektir).

Karar vektörü x 'teki herhangi bir eleman belirli bir alt kanal örüntüsüne tekabül eder. c vektörü ise \mathbf{x} 'te tanımlanan örüntüye karşılık gelen ağırlıklı toplam kapasitedir. $A\mathbf{x} = \mathbf{1}_r$ işlemiyle, kısıt vektörü A ile \mathbf{x} çarpılır. Bu matris vektör çarpımının sonucu her zaman 1 olmalıdır. Bu hem alt kanal bitişiklik hemde teklik kısıtlarını sağlamış olur. Bu çalışmayı daha iyi anlayabilmek için $m = 2$ ve $k = 4$ olan bir sistem için örneklendirilmiştir. Aşağıda verilen A_m matrisi her kullanıcı için aynı olan tahsis matrisini

vermektedir.

$$A_m = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix}, \forall m \in \mathcal{M}$$

Burada her kolon bir alt kanal tahsis örneğini ifade eder. Sıfır ve birlerden oluşan bir kolonda birlere karşılık gelen alt kanallar (ki, bitişiktirler) bir örüntü oluştururlar ve beraber tahsis edilir. Burada A_m 'nin kolon sayısı bitişik altkanallardan oluşturulabilecek örüntü sayısıdır ve $C = \frac{1}{2}K^2 + \frac{1}{2}K + 1$ olarak hesaplanır. Yukarıda tanımlanan, her kullanıcı için hangi örüntünün seçileceğini gösteren karar vektörü $x_{m,j} \in \{0, 1\}$, $j = 1, \dots, C$ olarak tanımlanır. Ödül vektörü olan $c_{m,j}$ ise bu çalışmada ağırlıklı toplam veri hızı esas alınacağı için aşağıdaki gibi tanımlanmıştır.

$$c_{m,j} = w_m \sum_{k \in \mathcal{K}_{m,j}} \log_2 \left(1 + P_{m,k}^{(j)} \frac{\gamma_{m,k}}{\sigma^2} \right) \quad (3.9)$$

Burada $p_{m,k}^{(j)} = \min\left(\frac{P_m}{|\mathcal{K}_{m,j}|}, P_{m,k}\right)$ güç tahsisini belirken, $\mathcal{K}_{m,j}$, j örüntüsünün seçilmesi durumunda tahsis edilen alt kanal kümesini ifade eder. $c = [c_{1,1}, \dots, c_{M,C}]^T$, x ile aynı boyutta olan ödül vektörüdür. Bu durumda maksimize edilmek istenen hedef fonksiyonu $f = c^T x$ 'dur ve x 'e bağlı kısıtlara göre sınırlanmaktadır.

Kalan son işlem kısıt matrislerini belirlemektir. k alt kanalının sadece bir kullanıcıya verilmesi şartını sağlamak için, $\sum_{M=1}^M \sum_{j \in \mathcal{J}_{m,k}} x_{m,j} = 1, \forall k \in \mathcal{K}$ belirlenir. Burada $\mathcal{J}_{m,k}$ değeri k alt kanalının 1 olduğu örüntülerin kolon yeri değerinin kümesidir. Bu K değerleri aşağıdaki gibi yazılabilir,

$$[A_1, \dots, A_M]x = 1_K \quad (3.10)$$

Bu denklem sağlandığında her altkanal sadece bir kullanıcıya tahsis edilmiş olur.

Bu K ayrı kısıt tahsis kısıtını destekledikten sonra A_m 'de sadece bir örüntünün seçilebilmesinin de sağlanması gereklidir $\sum_{j=1}^C x_{m,j} = 1, \forall m \in \mathcal{M}$. Eğer bu kısıtları

bir matris haline getirirsek aşağıdaki ifadeyi elde edilir,

$$\begin{bmatrix} 1_C^T & 0_C^T & \dots & 1_C^T \\ 0_C^T & 1_C^T & \ddots & \vdots \\ \vdots & \ddots & \ddots & 0_C^T \\ 0_C^T & \dots & 0_C^T & 1_C^T \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ \vdots \\ x_M \end{bmatrix} = \mathbf{1}_M \quad (3.11)$$

3.10 ve 3.11 birleştirildiğinde problemdeki kısıt matrisi şu hali alır

$$\mathbf{A} = \begin{bmatrix} \mathbf{A}_1 & \dots & \mathbf{A}_M \\ \mathbf{1}_C^T & \dots & \mathbf{0}_C^T \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{0}_C^T & \dots & \mathbf{1}_C^T \end{bmatrix} \quad (3.12)$$

Bu matrisin $K + M$ sıra, $M \times C$ kolon sayısı vardır. Bu matrisin tanımlanmasıyla problem ayrık kümeleme problemi olarak tanımlanmış olur. Bunun çözümü için MATLAB'ın `bintprog` fonksiyonu kullanılmıştır. Eniylenmiş çözümün karmaşasından dolayı çalışmada daha basit bir algorithmada tanımlanmıştır.

Tanımlanan daha basit algorithmaya geçmeden önce bazı kavramları belirtmek gereklidir. Bunlardan \mathcal{K} tahsis edilebilir durumdaki alt kanalları ifade eder. \mathcal{K}_m , m kullanıcıya atanmış alt kanalların kümesidir. \mathcal{K}_m^f ise m kullanıcıya tahsis edilebilen alt kanalları belirtir (kısıtlardan dolayı her alt kanalı alamaz). Bu ifadeleri tanımladıktan sonra Algoritmayı aşağıda basamaklarla tanımlayabiliriz.

1. Tüm m kullanıcıları için $\mathcal{K} = \{1, \dots, K\}$, $\mathcal{K}_m = \emptyset$ ve $\mathcal{M}_m^f = \mathcal{K}$ olacak şekilde ayarla.
2. Tüm m kullanıcıları ve $k \in \mathcal{K} \cap \mathcal{K}_m^f$ şartını sağlayan k alt kanalı için, m 'nin şu anki veri hızıyla, k 'nin \mathcal{K}_m 'ye eklenmesiyle oluşan veri hızı farkını ifade eden $\Delta_{c,m,k}$ değerini hesapla.
3. $\Delta_{c,m,k}$ 'lar arasında en büyük değere sahip (m^*, k^*) kullanıcı-alt kanal ikilisini bul
4. k^* 'ı, m^* 'ın alt kanal kümesine ekle. $\mathcal{K}_{m^*}^f = \{\min(\mathcal{K}_{m^*}) - 1, \max(\mathcal{K}_{m^*}) + 1\} \cup \mathcal{K}$
5. k^* 'ı tahsis edilebilir alt kanallar kümesinden çıkar. Tüm alt kanallar tahsis edildiğinde algoritmayı sonlandır.

Bu tez çalışmamızda bu algorithmadan daha iyi sonuç veren bir algoritma öneriyoruz.

3.3. SC-FDMA Sistemleri için Döngüsel En fazla Yayılım Algoritmaları[Ruiz [17]]

Bu çalışmada k kullanıcı n alt kanal vardır. Her kullanıcı ve alt kanal arasında bir fayda faktörü vardır ve Şekil 3.1.'daki gibi gösterilir. Bu tabloda $M_{n,k}$ değerleri fayda faktörünü ifade etmektedir. Amaç uygun alt kanal kaynak tahsini yaparak aşağıdaki fonksiyonun en büyük değerini elde etmektir.

$$M_{toplam} = \sum_n \sum_k w_{n,k} M_{n,k} \quad (3.13)$$

Burada $w_{n,k}$ alt kanal tahsisi durumunda 1 değerini alır. Bu değeri sağlayan uygun tahsisi yapmak için aşağıdaki algoritma tanımlanmıştır. Bu algoritmanın adı en fazla yayılım algoritmasıdır (RME).

	k1	k2	kN
n1	$M_{1,1}$	$M_{1,2}$	$M_{1,N}$
n2	$M_{2,1}$	$M_{2,2}$		$M_{2,N}$
⋮	⋮			⋮
nN	$M_{N,1}$	$M_{N,2}$	$M_{N,N}$

Şekil 3.1. Kullanıcı-alt kanal fayda matrisi [17]

1. M değerinin en yükseğine sahip kullanıcı alt kanal ikilisini bul n,k .
2. Bu n kaynağını, k kullanıcıasına ata.
3. Tahsis edilen n kaynağının sağında ve solunda yer kaynakları daha iyi M değerine sahip kullanıcı çıkana kadar ata.
4. Tekrardan tahsisi önlemek için k kullanıcıasının ve n alt kanalının bulunduğu satır ve sütunları sil.
5. 1. basamağı kalan tüm elemanlar için tekrar et.

6. Eğer tüm elemanlar tahsis edilmiş fakat alt kanallardan hala tahsis edilmemiş olanlar varsa en yüksek M değerini sağlayan kullanıcıya bitişiklik kısıtını ihlal etmeyecek şekilde ata.
7. 6. basamağı tüm alt kanallar tahsis edilinceye kadar devam ettir.

Bu algoritma Round Robin gibi statik algoritmalara karşı daha başarılı olsada genel olarak en iyi sonuca ulaşamamaktadır. Bu en iyi şekil Şekil 3.2.'deki bir örnek fayda fonksiyon tablosuyla açıklanabilir. Bu fayda fonksiyonu tablosna RME algoritması uygulandığında $(n3-k1,k2), (n2-k5,k6), (n1-k3,k4)$ kullanıcı alt kanal tahsisi elde edilmiştir. Bu tahsis sonucu elde edilen toplam fayda değeri 127 dir. Oysa $(n3-k1,k2), (n2,k3-k4-k5-k6)$ gibi bir tahsis yapılmış olsaydı toplam fayda değeri 128 olacaktı. Bu soruna iyileştirme 3.4.'de yapılmıştır.

	k1	k2	k3	k4	k5	k6
n1	10	20	30	40	35	45
n2	20	10	33	38	42	50
n3	30	35	15	10	20	25

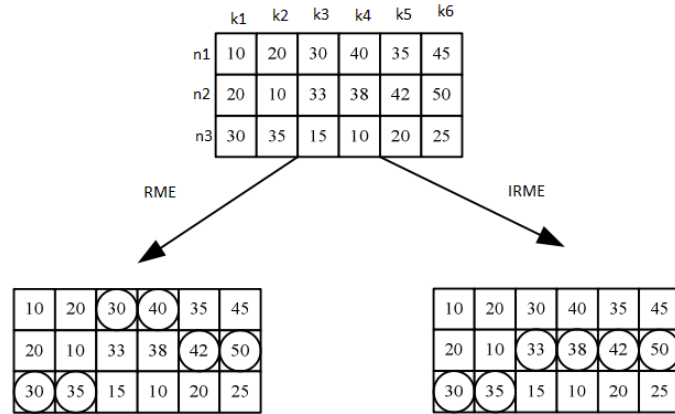
Şekil 3.2. RME örnek alt kanal tahsisi [17]

3.4. SC-FDMA Sistemleri için Geliştirilmiş Döngüsel En fazla Yayılım Algoritmaları,[Liu, Otsuka [16]]

Bu çalışmada 3.3.'te tanımlanan RME algoritmasının geliştirmesi üzerinde çalışmaktadır. Burada komşular üzerinde genişleme yapılırken en iyi başka bir kullanıcıda durmak yerinde, belirlenen T_r eşik değerine göre sonlandırılır. Bunun anlamı eğer kullanıcı atanmış alt kanalın komşuları üzerindeki en iyi kullanıcı sıralamasında T_r 'inci sıradan daha önde ise algoritma devam eder. Bu algoritmanın işleyişi aşağıdaki gibidir.

1. M değerinin en yükseğine sahip kullanıcı alt kanal ikilisini bul n,k .
2. Bu n kaynağını, k kullanıcıasına ata.

3. eşik değerini hesaba katarak n 'nin komşuları arasında genişleme yap.
4. Tekrardan tahsisi önlemek için k kullanıcısının ve n alt kanalının bulunduğu satır ve sütunları sil.
5. 1. basamağı kalan tüm elemanlar için tekrar et.
6. Eğer tüm elemanlar tahsis edilmiş fakat alt kanallardan hala tahsis edilmemiş olanlar varsa en yüksek M değerini sağlayan kullanıcıya bitişiklik kısıtını ihlal etmeyecek şekilde ata.
7. 6. basamağı tüm alt kanallar tahsis edilinceye kadar devam ettir.
8. satır 1.'den 7'ye kadar olan tüm işlemleri T_r 'nin 1'den belirlenen eşik değerine kadar olan değerleri için toplam fayda değerini hesapla.
9. İçlerinden en yüksek fayda değerine sahip olanı seç.



Şekil 3.3. IRME'nin RME üzerinde sağladığı avantaj [16]

Bu Algoritmanın sağladığı fayda şekil Şekil 3.2.'i deki örneği kullanarak açıklanabilir. Bu örneğe 3.3.'deki ve algoritma ve IRME algoritması sonucu oluşan farklılık şekil Şekil 3.3. ile açıklanabilir. Görüldüğü gibi fayda fonksiyonu artış sağlamıştır.

Bu tez çalışmasında yukarıdaki algoritmalarından daha iyi başarımlar gösteren algoritmalar öne sürülmüştür. Bunun yanı sıra , sadece ağırlıklı toplam veri hızını enbüyüklemekten ziyade , belli veri hızı kısıtlarına sahip kullanıcıların kısıtlarını sağlayıp diğer kullanıcıların ağırlıklı toplam veri hızlarının enbüyüklenmesi problemleri de incelenmiştir. Bu çalışmaları bir sonraki bölümde görebilirsiniz.

BÖLÜM 4

4. Yukarı Gönderim Tek Taşıyıcılı Frekans Bölmeli Çoklama Sistemlerinde Kaynak Tahsisi

4.1. TT-FBÇE Yönteminde Kaynak Tahsisi Problemi

Bu bölümde tek taşıyıcılı frekans bölmeli çoklama ile yukarı gönderimde kaynak tahsisi problemlerini incelenmektedir. Daha önceden belirtildiği gibi tek taşıyıcılı frekans bölmeli çoklama sistemlerinde kaynak tahsisi yaparken bazı kısıtlara rastlanmaktadır. Bunlardan birtanesi alt kanal tahsisinde olan bitişiklik, diğeri ise güç kısıtlarıdır. Bu kısıtlara göre bir kullanıcının harcadığı toplam güç P_u değerinden, bir alt kanalın iletiminde harcanan güç ise P_s değerinden daha küçük olmalıdır. [12]'de bahsedilen çalışmada, bu üç kısıtı dikkate alarak ağırlıklı toplam-veri hızı maksimizasyonu problemi çözülmüştür. Eniyelenmiş çözümü elde etmek için ikili tamsayı programlama yöntemi kullanılmıştır. Fakat bu yöntemin getirdiği çözüm karmaşasından dolayı daha basit algoritmalar tanımlanmıştır. Bu bölümde ise [12]'deki ağırlıklı toplam-veri hızı maksimizasyonu için tanımlanan kaynak tahsisi algoritmasını geliştirilmektedir. Bunun yanında veri hızı kısıtıyla toplam güç minimizasyonu ve en az sayıda alt kanal ile gönderim problemleri de incelenmiştir.

Tek hücreli bir ağda, tahsis edilecek alt kanallara baz istasyonu karar vermektedir. Birden fazla kullanıcı olduğu varsayılan sistemde parametreler Çizelge 4.1. çizelgesinde yer almaktadır. Kullanıcı m altkanal k için kanal kazancı $h_{m,k}$ olarak tanımlanır. Alt kanal gürültüsü N_0W_s olarak tanımlanır. \mathcal{K}_m , m kullanıcılarına verilen alt kanalların kümesidir. Bu alt kanallar frekans alanında bitişik olmalıdır. p_m ise m kullanıcılarına tahsis edilen güçtür, ve \mathcal{K}_m 'deki her alt kanala eşit olarak dağıtılır. Veri hızı ile sinyal gürültü oranı arasındaki bağlantı Shannon kapasitesi ile belirlenmiştir.

4.1.1. Ağırlıklı Toplam Veri Hızı Maksimizasyonu

Bu çalışmadaki problem [12]'de tanımlanan ile aynıdır, amaç TT-FBÇ kısıtlarını göz önünde tutarak ağırlıklı toplam veri hızını en fazlaya çıkarmaktır. Kullanıcı ağırlıkları w_m ile gösterilir ve kullanıcılar arasında önceliği belirtir. Burada alt kanal gücü P^s ve kullanıcı güç kısıtı P_u veri hızını en fazla artıracak şekilde tahsis edilmelidir. Burada

problem formülasyonları [12]'de tanımlandığı gibidir

$$\max_{\mathcal{K}_1, \dots, \mathcal{K}_M \in \mathbf{k}} \sum_{m \in \mathcal{M}} w_m \sum_{k \in \mathcal{K}_m} R_{m,k, \mathcal{K}_m}$$

Öyle ki

$$K_m \cap K_{m'} = \emptyset, \forall m \neq m', M \in \mathcal{M} \quad (4.1)$$

En iyilenmiş çözüm için [12]'deki gibi alt kanal sayısına göre örüntü matrisi A_m belirlenmelidir. İkili tamsayı çözümü için x kaynak tahsisi vektörü, r ödül vektörü ve A kısıt matrisi tanımlanır. Bu eniyelenmiş çözümü elde etmek için MATLAB'ın bitprog fonksiyonu kullanılmaktadır. [12]'de tanımlanan bu eniyelenmiş çözüm bölüm 3.2.'de ayrıntılı şekilde anlatılmıştır.

Çözüme ulaşmak için hesaplama karmaşası oldukça yüksektir bu yüzden daha basit algoritmalar tanımlanmaktadır. Bu bölümde [12]'de ağırlıklı veri hızı maksimizasyonu için sunulan aç gözlü algoritma (MUI-1) üzerinde ufak bir değişiklik yaparak yüzde 7 – 8 civarında performans artışı sağlanmıştır. Algoritma aşağıdaki gibi tanımlanabilir (MUI-1 ve MUI-2).

1. Her kullanıcıya tahsis edilebilir alt kanallar kümesi \mathcal{K}_m^f 'yi alt kanallar kümesi \mathcal{K} 'ye, kullanıcılara tahsis edilmiş alt kanallar kümesi \mathcal{K}_m 'yi ise boş küme olarak ayarla. Kullanıcıların veri hızlarını sıfıra eşitle $r_m = 0$.
2. Tüm alt kanal- kullanıcı ikilileri için m kullanıcıya k nin tahsisi durumundaki veri hızı , artışı değerlerini veren $\Delta r_{m,k}$ 'lar hesaplanır. Bu değer bulunurken aynı zamanda komşuları da hesaba katılacaktır(MUI-2). Çünkü bir alt kanal bir kullanıcıya tahsis edildiğinde komşuları ile sınırlandırılmaktadır. $\Delta r_{m,k} = \frac{1}{3}(r_{m, \mathcal{K}_m \cup \{k-1\}} + r_{m, \mathcal{K}_m \cup \{k\}} + r_{m, \mathcal{K}_m \cup \{k+1\}}) - r_m, \forall m \in \mathcal{M}, k \in \mathcal{K}$
3. $\Delta r_{m,k}$ 'lar hesaplandıktan sonra bunların en fazla değere sahip olan m^* kullanıcısı ve k^* alt kanalı belirlenir. Eğer bu değer sıfırdan büyükse alt kanal kullanıcıya tahsis edilir, alt kanallar kümesinden çıkartılır. Eğer değilse algoritma tahsisi sonlandırır. $\mathcal{K}_{m^*} = \mathcal{K}_{m^*} \cup k^*, \mathcal{K} = \mathcal{K} \setminus k^*$
4. Yenilenen \mathcal{K}_{m^*} kümesine göre r_{m^*} değeri ve $\mathcal{K}_{m^*}^f$ yeniden hesaplanır. $r_{m^*} = r_{m^*, \mathcal{K}_{m^*}}, \mathcal{K}_{m^*}^f = \{\min(\mathcal{K}_{m^*}) - 1, \max(\mathcal{K}_{m^*}) + 1\} \cap \mathcal{K}$
5. $\Delta r_{m,k^*} = 0$ yapılır ve $\Delta r_{m^*,k} = r_{m^*, \mathcal{K}_m \cup \{k\}} - r_{m^*}, k \in \mathcal{K}_{m^*}^f$

6. Alt kanallar kümesi \mathcal{K} 'nin boş olup olmadığına bakılır, eğer boş değilse algoritma 3. basamaktan itibaren devam eder.

Toplam 6 basamaktan oluşan MUI-1, MUI-2 algoritması kendini tekrar eden bir algoritmadır. Her döngüde kaynak tahsisi gerçekleştir ve önemli bir takım kısıtların takibini sağlaması gereklidir. Bunun için $\mathcal{K}_m, \mathcal{K}_m^f$ gibi tahsis matrisleri belirlenmelidir. \mathcal{K}_m matrisi kullanıcılara tahsis edilmiş alt kanal kümesini belirtir. Kullanıcıların veri hızı bu matrisin içerdiği alt kanallara göre hesap edilir. \mathcal{K}_m^f matrisi ise kullanıcıların bitişiklik kısıtını sağlamak için gerekli olan matristir. Bu matriste kullanıcıya tahsis edilebilecek alt kanal kümesi belirtilir. Başlangıçta hiçbir alt kanal hiçbir kullanıcıya verilmediği için tüm kullanıcılar için \mathcal{K}_m^f matrisi tüm alt kanalları kapsar. Herhangi bir kullanıcıya herhangi bir alt kanal tahsis edildiğinde \mathcal{K}_m^f matrisi o kullanıcı için yalnızca tahsis edildiği alt kanalların komşusu olan alt kanalları içerebilir (tabi o alt kanallar başka kullanıcılara verilmediyse). Tahsis edilen alt kanal ise diğer kullanıcıların \mathcal{K}_m^f matrisinden çıkarılmalıdır. Çünkü zaten tahsis edilen bir alt kanal o zaman dilimi içinde ikinci bir kullanıcıya tahsis edilemez. Bu önemli iki matrisi belirledikten sonra algoritma basamak basamak anlatılabilir.

Satır 1'de başlangıç durumu ön atamaları gerçekleştirilir. Burada kullanıcı veri hızları r_m sıfıra eşitlenir, \mathcal{K}_m boş küme ve \mathcal{K}_m^f tüm alt kanalları içeren \mathcal{K} kümesine eşitlenir. Satır 2'de $\Delta r_{m,k}$ 'lar hesaplanır. Bu değerler MUI-1 için m kullanıcısının o anki veri hızının k alt kanalı eklendiği durumdaki veri hızına olan farkıdır. MUI-2 içinse k ve komşularının sağladığı veri hızının ortalamasının r_m 'ye olan farkıdır. Tüm kullanıcılar ve alt kanallar için hesaplama yapıldıktan sonra Satır 2'den itibaren algoritma dögüsel davranış gösterir. Satır 3'te hesaplanan $\Delta r_{m,k}$ 'lar arasından en yüksek değeri sağlayan m^* kullanıcısı ve k^* alt kanalı bulunur. $\Delta r_{m^*,k^*}$ değerine bakılır eğer bu değer sıfırdan büyükse yani alt kanal eklendiğinde veri hızı o anki veri hızından daha büyükse bu alt kanal Satır 4'te belirtildiği gibi m^* kullanıcısının \mathcal{K}_{m^*} kümesine eklenir ve alt kanal kümesi \mathcal{K} 'dan çıkartılır (yeniden tahsis edilmesini önlemek için). $\Delta r_{m^*,k^*}$ sıfırdan büyük değilse algoritma sonlandırılır. Satır 5'ten itibaren alt kanal tahsisi durumunun getirdiği kısıtlamalarla ilgili güncellemeler uygulanır. Satır 5'te r_{m^*} yeniden hesaplanır. Satır 6'da m^* kullanıcısının $\mathcal{K}_{m^*}^f$ kümesi, tahsis edildiği alt kanalın komşularına göre güncellenir (\mathcal{K} kümesinde bulunmaları şartıyla). $\Delta r_{m,k^*}, k^*$ alt kanalı tahsis edilmiş olduğu için diğer tüm kullanıcılar için sıfırlanır. $\Delta r_{m^*,k}$ değerleri ise m^* kullanıcısına $\mathcal{K}_{m^*}^f$ kümesindeki alt kanallardan başka tahsis yapılamayacağı için bu küme dışındaki alt kanallar için sıfırlanır. $\Delta r_{m^*,k}$ ise yeni güncellenen $\mathcal{K}_{m^*}^f$ ve \mathcal{K}_{m^*} kümelerine göre yeniden oluşturulur. Tüm alt kanalların tahsisi durumunda algoritma

sonlanır.

MUI-2 olarak adlandırılan bu algoritma, [12]'dakinden farklı olarak satır 2'de farklılık gösterir. [12]'daki çalışmada alt kanal eklediğinde oluşan farka bakılır, komşuları hesaba katılmaz. Bu gelecek tahsisler için bir öngörü sağlamaz.

4.1.2. En Az Sayıda Alt Kanal ile Kaynak Tahsisi

Bu bölümde kullanıcı başına R_m^0 veri hızı eşik değerini sağlamak şartıyla en az sayıda alt kanal kaynak tahsisi üzerinde durulmuştur. Problem formülasyonu 4.2, 4.3 ve 4.4 denklemlerinde belirlenmiştir. Bu problemin önemli bir katkısı olabilir. Bu da veri hızı kısıtı olan gerçek zamanlı ses, video uygulamaları kullanıcılarına en az sayıda alt kanal ile iletimlerini sağlayarak daha esnek trafik talebi olan kullanıcılara daha fazla alt kanal bırakmayı sağlamaktır. Problem şu şekilde formülize edilebilir;

$$\min_{\mathcal{K}_1, \dots, \mathcal{K}_M \in \mathbf{K}} \sum_{n \in \mathcal{M}} |\mathcal{K}_m| \quad (4.2)$$

öyle ki,

$$\sum_{k \in \mathcal{K}} \log_2 \left(1 + \min \left(\frac{P^u}{|\mathcal{K}_m|}, P^s \right) \frac{h_{n,k}}{N_0 W_s} \right) > R_m^0, \forall m \in \mathcal{M} \quad (4.3)$$

$$K_m \cap K_{m'} = \emptyset, \forall m \neq m' \in \mathcal{M} \quad (4.4)$$

Hedefimiz toplam alt kanal sayısını en az değeriyle atama iken(4.2), kısıtlarımız alt kanal bitişiklik kısıtı (4.4) ve kullanıcıların veri hızlarıdır(4.3). Bu problemi ikili tamsayı programaya özgü şekilde formülize edilerek eniylenmiş çözümü sağlanır. Bunun için $M \times C$ 'lik bir fiyat matrisi belirlenmelidir. Fiyat matrisi belirlerken bölüm 3.2.'de gösterilen A_m matrisi oluşturmak gerekir. Bölüm 3.2.'de A_m matrisi 4 alt kanal olması durumundaki olası kaynak tahsisi için oluşan örüntüleri bir örnekle gösterilmiştir. Aynı örnek matris hatırlatma amacıyla tekrar gösterilmiştir. Bu matrisin

kolonları kaynak tahsisi örüntülerini göstermektedir.

$$A_m = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix}, \forall m \in \mathcal{M}$$

Bu matrisin kolon sayısı C ile ifade edilir, ve 4.5'de gösterilen fiyat değerlerini hesaplarken j olarak ifade edilen A_m matrisinin kolonuna tekabül etmektedir.

$$s_{m,j} = \begin{cases} |\mathcal{K}_{m,j}| \sum_{k \in \mathcal{K}_{m,j}} W_s \log_2 \left(1 + \frac{p_{m,k}^j}{N_0 W_s} \right) > R_m^0; \\ \infty & \text{diger.} \end{cases} \quad (4.5)$$

Burada $s_{m,j}$, m kullanıcısının j örüntüsü için verdiği fiyattır. Eğer bu örüntü kullanıcı veri hızını sağlamıyorsa değeri sonsuza eşitlenir. Veri hızını sağlıyorsa değeri örüntüdeki alt kanalların sayısının toplamı olarak ifade edilir. Bu matrise fiyat matrisi denilmesinin sebebi değeri ne kadar büyük olursa o kadar istenmeyen bir durumu ifade etmesidir, çünkü hedef en az sayıda alt kanal tahsis etmektir. $s_{m,j}$ 'lerden $s_1 = [s_{1,1}, \dots, s_{1,C}]^T$, bu değerlerden ise $s = [s_1, \dots, s_M]^T$ vektörleri elde edilir. Bu durumda problem şu şekilde formülize edilir,

$$\min_x \{s^T x\} \quad (4.6)$$

öyle ki,

$$[A_1, \dots, A_M]x \leq 1_K \quad (4.7)$$

$$\begin{bmatrix} 1_C^T & \dots & 0_C^T \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ 0_C^T & \dots & 1_C^T \end{bmatrix} x = 1_N \quad (4.8)$$

4.8'deki kısıt eşitsizliği sebebi illa bir alt kanal tahsis edilmek zorunda değildir, fakat tüm kullanıcılar için bir örüntü seçilmelidir. Bu eniyilenmiş çözüm yine Bintprog fonksiyonu ile elde edilebilir. Alternatif olarak daha az karmaşaya algoritma

tanımlanmıştır. Bu algoritma kendi içinde ufak bir değişiklikten dolayı BMNS1 ve BMNS2 olarak iki guruba ayrılmaktadır.

1. 4.5'a göre tüm m kullanıcıları için $s_{m,j}$ fiyat değerlerini hesapla.
2. \mathcal{K}_m kümesini boş küme olarak ayarla, I_m kümesini tüm kullanıcılar için sıfırla.
3. Fiyat matrisleri en büyükten en küçüğe doğru sırala, sıralanmış fiyatları s' matrisine ata
4. $I_m = 0$ şartını sağlayan m kullanıcıları için $[s^*, m^*] = \max\{s'(m, 2) - s'(m, 1)\}$ (BMNS1), $[s^*, m^*] = \max\{s'(m, 1)\}$ (BMNS2) değerlerini sağlayan s^* ve m^* değerlerini bul.
5. Eğer $s(m^*, 1)$ değeri sonsuzdan küçük değilse algoritmayı sonlandır. Değilse Satır 6.'dan itibaren devam et.
6. $j^* = \min_{j \in C}(s_{m^*,j})$ eşitliğini sağlayan j^* örüntüsünü bul.
7. $\forall k \in \mathcal{K}_{m^*,j^*}$ için $\mathcal{K}_{m^*} = K_{m^*} \cup k$ uygula.
8. $I_{m^*} = 1$ olarak ayarla.
9. $\mathcal{K}_{m,j^*} \cap \mathcal{K}_{m,j} \neq \emptyset$ şartını sağlayan tüm j değerleri için $s_{m,j} = \infty$ eşitle.
10. Tüm kullanıcılar veya tüm alt kanallar tahsis edilmişse algoritmayı durdur. Edilmemişse satır 3'ten kalan alt kanal ve kullanıcılar için devam et.
11. Eğer $\sum_{k \in \mathcal{K}_m} W_s \log_2(1 + \frac{p h_{m,k}}{|\mathcal{K}_m| N_0 W_s}) > R_M^0$ ise başarımları 1'e eşittir, değilse başarımları 0'a eşitle.

Satır 1 ve Satır 2 başlangıç ön değer atamaları için gerekli işlemlerin yapıldığı basamaklardır. Satır 1'de her kullanıcı için j örüntüsünün fiyatı hesaplanır. Satır 2'de başlangıçta hiçbir tahsis yapılmamış olduğu için her kullanıcının alt kanal tahsis kümesi \mathcal{K}_m boş küme olarak ayarlanır, I_m değerleri sıfırlanır. Bu I_m değeri her m kullanıcısı için bir belirteç fonksiyonudur. Değeri 1 olduğunda kullanıcının yeniden tahsisini engeller. Tüm bu başlangıç değerlerinin ayarlanmasından sonra algoritma döngüsel davranış gösterir. Satır 3'te fiyat değerlerini en küçükten en büyüğe sıralar ve bu sıralanmış fiyat değerleri bir s' matrisinde tutar. Satır 4'te algoritmanın iki farklı yaklaşımı söz konusudur. Bunlardan BMNS-1 en küçük ve en küçüğün bir büyüğü olan fiyat değerleri arasındaki farkı en çoklayan s^* fiyatıyla m^* kullanıcısını

bulur. Burada amaç kaçırılmış olan bir tahsisin ne kadar etkili olabileceğini ölçmektir. BMNS-2’de ise fiyatlardan en küçükleri arasında en yüksek değere sahip kullanıcıyı bulur. Buradaki amaç ise en ihtiyacı fazla olan kullanıcıyı belirlemektir. Tahsis edilecek kullanıcı ve örüntü belirlendikten sonra fiyata bakılır eğer sonsuzsa algoritma döngüden çıkar. Değilse bu örüntü o kullanıcıya tahsis edilir. Örüntüdeki tüm alt kanallar kullanıcı alt kanal kümesine dahil edilir. Kullanıcının yeniden tahsis edilmesini önlemek amacıyla I_{m^*} değeri 1 yapılır. Son olarak örüntüdeki alt kanalları içeren diğer tüm örüntüler için fiyat değerleri sonsuza eşitlenir böylece bu alt kanalların yeniden tahsisi engelenmiş olur. Tüm bu aşamalar altkanalların tümü veya kullanıcıların tümü tahsis edilene kadar döngüsel olarak devam eder. Algoritma döngüden çıktığında tahsisler tamamlanmış demektir. Geriye yapılması gereken ise tahsislerin başarımını kontrol etmektir. Kullanıcı m ’nin aldığı her alt kanal için kanal kapasitesi hesaplanır ve R_m^0 değerinden büyük olup olmadığı kontrol edilir. Büyük olması durumunda başarım değeri 1 dir, değilse 0 dır.

4.1.3. Toplam Güç En Azaltımı

Bu çalışmadaki amaç veri hızı kısıtlarına bağlı olarak toplam gücü azaltmaktır. Bu problemin motivasyonu mobil araçların enerji harcamasını en aza indirmektir. Problem formülizasyonu şu şekilde yapılır;

$$\min_{\mathcal{K}_1, \dots, \mathcal{K}_M \in \mathbf{K}} \sum_{m \in \mathcal{M}} p_{m, \mathcal{K}_m} \quad (4.9)$$

öyle ki,

$$\sum_{k \in \mathcal{K}_m} \log_2 \left(1 + \min \left(\frac{p_{m, \mathcal{K}_m}}{|\mathcal{K}_m|}, \frac{P^u}{|\mathcal{K}_m|}, P^s \right) \frac{h_{m,k}}{N_0 W_s} \right) > R_m^0 \forall m \in M \quad (4.10)$$

$$K_m \cup K_{m'} = \emptyset, \forall m \neq m' \in \mathcal{M} \quad (4.11)$$

p_{m, \mathcal{K}_m} değeri m kullanıcıasına \mathcal{K}_m kümesi verildiğinden elde edilen güç tahsisidir. Bu değer tüm alt kanallar arasında eşit dağılıp R_m^0 değerini sağladığı varsayılmıştır.

$$p_{m, \mathcal{K}_m} = \min_p \quad (4.12)$$

oyle ki

$$\sum_{k \in \mathcal{K}_m} W_s \log_2 \left(1 + \frac{p h_{m,k}}{|\mathcal{K}_m| N_0 W_s} \right) < R_m^0 \quad (4.13)$$

Bu problemin eniylenmiş çözümünü elde etmek için 4.1.1. ve 4.1.2. de kullanılan ikili tam sayı programlama yöntemi uygulanır. A_m 4 alt kanal için olası örüntüleri veren bir matristir. Aynı matrisin çalışma prensibini burada da kullanacağız. Bunu m kullanıcısının olası bir alt kanal örüntüsü tahsis edildiğinde harcadığı enerjiyi $e_{m,j}$ fiyat değeri olarak hesaplayacağız. Bu değer şu şekilde tanımlanır.

$$e_{m,j} = \begin{cases} P_{m,\mathcal{K}_{m,j}} & P_{m,\mathcal{K}_{m,j}} < P^u \vee e^{\frac{P_{m,\mathcal{K}_{m,j}}}{|\mathcal{K}_{m,j}|}} < P^s; \\ \infty & \text{diğer.} \end{cases} \quad (4.14)$$

4.14'de L-FBÇ yöntemlerinde daha önceden bahsettiğimiz kullanıcı güç kısıtı P^u ve alt kanal güç kısıtı P^s hesaba katılmaktadır. Her örüntü için, o örüntü değeri tahsis edildiğinde en az R_m^0 veri hızı elde etmek için harcanan güç miktarı belirlenen güç kısıtlarından daha büyük olması durumunda fiyatı sonsuz olarak eşitlenir.

Hesaplanan $e_{m,j}$ değerleri daha sonra \mathbf{e} vektöründe toplanır ve problem hedefi $\min\{\mathbf{e}^T x\}$ olacaktır. Bu problemin kısıtları 4.1.2.'dekilerle aynı olacak şekilde 4.7 ve 4.8 olacaktır. Böylelikle en az güç ile iletim problemi ikili tam sayı programlama problemi için uygun formülize edilmiştir. MATLAB Bintprog ile çözümlenir.

Diğer iki problemde olduğu gibi ikili tam sayı programlamanın yanında karmaşası daha az algoritmalar geliştirilmelidir. Bu amaçla iki aç gözlü algoritma tanımlanmıştır. Bunlardan ilki en az güç azaltımı algoritmasıdır (MPD) ve yapı itibariyle 4.1.1.'de tanımlanan MUI-1 algoritmasına benzemektedir.

1. Tüm m 'ler için $p_m = \infty$, $\mathcal{K}_m = \emptyset$ ve $\mathcal{K}_m^f = \mathcal{K}$ olarak ayarla.
2. Tüm k ve m için $\Delta P_{m,k} = p_m - p_{m,\mathcal{K}_m \cup \{k\}}$ hesapla.
3. Tüm m kullanıcıları ve \mathcal{K}_m^f kümesinde yer alan k alt kanalları için $[m^*, k^*] = \max \Delta P_{m,k}$ değerine sağlayan m^* ve k^* 'yı bul.
4. $\Delta p_{m^*,k^*}$ değeri sıfırdan büyük değilse algoritmayı sonlandır. Değilse 5. satırdan devam et.
5. k^* 'ı m^* 'nin alt kanallar kümesine $\mathcal{K}_{m^*}^f$ ekle. Tüm alt kanallar kümesinden çıkar $\mathcal{K} = \mathcal{K} \setminus k^*$.
6. $\mathcal{K}_{m^*}^f = \{\min(\mathcal{K}_{m^*}) - 1, \max(\mathcal{K}_{m^*}) + 1\} \cap \mathcal{K}$ olarak ayarla.

7. Tüm m 'ler için $\Delta p_{m,k^*} = 0$ ve tüm k 'lar için $\Delta p_{m^*,k} = 0$ yap.
8. $\Delta p_{m^*,k} = p_{m^*,k} - p_{m^*,\mathcal{K}_m \cup \{k\}} \in \mathcal{K}_{m^*}^f$ değerlerini yeniden hesapla.
9. Tüm alt kanallar tahsis edilmişse algoritmayı sonlandır. Edilmemişse satır 3'ten diğer kalan alt kanallar ve kullanıcılar için algoritmayı uygula.
10. Algoritma döngüden çıkmışsa $\sum_{k \in \mathcal{K}_m} W_s \log_2(1 + \frac{p_{h_{m,k}}}{|\mathcal{K}_m| N_0 W_s}) > R_M^0$, $p_m < P^u$ ve $\frac{p_m}{|\mathcal{K}_m|} < P^s$ şartlarını kontrol et sağlıyorsa başarıma 1, sağlamıyorsa başarıma 0 eşitle.

Daha önceden bahsedildiği gibi bu algoritma işleyişi açısından 4.1.1.'de bahsedilen MUI-1 algoritmasına benzemektedir. Satır 1'de kullanıcı güç değerleri yüksek bir sayıya eşitlenir. Kullanıcı için tahsis edilebilir alt kanallar kümesi \mathcal{K}_m^f , başlangıçta tüm alt kanallar tahsis edilebileceği için her kullanıcı için \mathcal{K} olarak tanımlanır. Henüz bir tahsis gerçekleşmediği için kullanıcı alt kanal kümesi \mathcal{K}_m tüm kullanıcılar için boş kümedir. Satır 2'de tüm alt kanal k kullanıcı m ikilileri için, k 'nın m 'ye tahsisi durumunda güçte ne kadar fark yaratacağını belirten $\Delta p_{m,k}$ değerleri hesaplanır. Satır 4'te \mathcal{K}_m^f kümesinde olması şartıyla bu $\Delta p_{m,k}$ değeri en büyük olan m^* kullanıcısı ve k^* alt kanalı seçilir. Burada en yüksek değer seçilmesinin anlamı eklenen alt kanalın farkı en fazla yapan yani en düşük güç gerektiren tahsis olmasından kaynaklanır. Eğer bu seçilen alt kanal kullanıcı $\Delta p_{m^*,k^*}$ değeri sıfırdan büyük değilse uygun olmayan bir durum söz konusudur ve algoritma döngüden çıkar. Değilse m^* kullanıcısına k^* alt kanalını tahsis eder (satır 5), p_{m^*} yeniden hesaplanır (satır 6) ve döngüye devam edilir. Bu tahsis sonucu bazı güncellemeler yapılmalıdır. Öncelikle yeniden tahsis edilemesini önlemek amacıyla k^* alt kanalı alt kanallar kümesi \mathcal{K} 'dan çıkartılır. Satır 7'de m^* 'nin tahsis edilebilir alt kanallarını gösteren $\mathcal{K}_{m^*}^f$, tahsis edilmiş alt kanalların sadece komşularını kapsayacak şekilde yeniden düzenlenir (tabi komşu alt kanallar tahsis edilmemişse). Satır 8 'de satır 3'te $\Delta p_{m,k}$ değerinin en yüksekini bulurken tahsis edilmiş k^* alt kanalının seçilme durumunu önlemek amacıyla tüm kullanıcılar için $\Delta p_{m,k^*}$ değeri sıfırlanır. $\Delta p_{m^*,k}$ değerleri ise sadece $\mathcal{K}_{m^*}^f$ 'deki alt kanallar için bir değere sahiptir, onun dışındaki alt kanallar için sıfır olarak tanımlanır. Çünkü bu kullanıcı için gelecekteki olası bir tahsis $\mathcal{K}_{m^*}^f$ matrisinde yer alan alt kanallar için geçerli olacaktır. Bu durumda m^* kullanıcısı için $\Delta p_{m^*,k}$ değeri satır 8'de tüm alt kanallar için sıfırlanıp satır 9'da $\mathcal{K}_{m^*}^f$ 'ye göre yeniden hesaplanır. Eğer tüm alt kanallar tahsis edilmişse tahsis işlemi tamamlanmıştır ve algoritma döngüden çıkıp kısıt sağlama kontrolü yapar. Satır 10'da kısıtların sağlanması durumunda başarıma 1'e, değilse 0'a eşitlenir. Alt kanalların tümü tahsis edilmemişse algoritma döngüden

çıkılmaz ve satır 3'ten itibaren kalan alt kanal ve kullanıcılar için kaynak tahsisi işlemine devam eder.

İkinci tanımlanan algoritmada güç kısıtları daha iyi sağlayabilmeyi hedeflenmiştir. Minimum enerji problemi kullanıcılar arasında çelişkiye yer açmaktadır. Gücü daha fazla azaltmak için bir kullanıcıya daha fazla alt kanal yüklenmelidir. Fakat bu diğer kullanıcılara daha az alt kanal bırakır. Bu çelişkiyi engellemek için BMPT algoritması kullanıcılara tahsis edilecek altkanallara bir üst sınır koyar. BMPT da tanımlanan $e_{m,j}$ fiyat matrisini kullanmaktadır. Algoritmanın detaylı anlatımı aşağıdaki gibidir

1. Tüm kullanıcılar için $p_m = \inf, \mathcal{K}_m = \emptyset, \mathcal{K}_m^f = k$, olarak tanımla.
2. 4.12 ve 4.14 kullanarak her m kullanıcısı ve j örüntüsü için $e_{m,j}$ hesapla.
3. Eğer $e_{m,j} < \infty$ değerini sağlamayan kullanıcı, örüntü ikilisi varsa algoritma sonlandırılır. Yoksa satır 4'ten itibaren devam edilir
4. Her m kullanıcısı için alt sınır hesabı yapılır $L_m = \min\{|\mathcal{K}_{m,j}|\}$
5. Eğer toplam L_m değeri, $\sum_m L_m$ toplam alt kanal sayısı K 'dan büyükse algoritma sonlandırılır. Değilse satır 6 ve 7 hesaplanır.
6. Her m kullanıcısı için üst sınır $U_m = K - \sum_{m \neq n} L_n$
7. tüm j örüntüleri ve m kullanıcıları için $|\mathcal{K}_{m,j}| > U_m$ durumu için $e_{m,j} = \infty$
8. Eğer satırları arasında algoritmayı sonlandıran bir durum yoksa e' matrisini tüm m kullanıcıları için e' 'nin sıralanmış olarak ayarla.
9. $I_m = 0$ olan kullanıcılar arasından $[e^*, m^*] = \max\{e'(m, 2) - e'(m, 1)\}$ sağlayan m^* kullanıcısı bulunur.
10. Eğer $e'(m^*, 1)$ değeri sonsuzdan küçükse aşağıdaki satırlar uygulanır. Değilse algoritma sonlandırılır.
11. Tüm örüntüler arasından $\min\{e_{m^*,j}\}$ 'yi sağlayan j^* örüntüsü bulunur.
12. j^* örüntüsünün tüm alt kanalları \mathcal{K}_{m^*} 'ya eklenir ve \mathcal{K} kümesinden çıkartılır.
13. $I_{m^*} = 1$ yapılır.
14. $\mathcal{K}_{m^*,j^*} \cap \mathcal{K}_{m,j} \neq \emptyset$ olan tüm j örüntüleri için $s_{m,j} = \infty$ yap.

15. Tüm kullanıcılar tahsis edilmiş veya tüm alt kanallar tahsis edilmişse algoritmayı sonlandır.
16. Her kullanıcı için tahsis edilebilirlik matrisi \mathcal{K}_m^f 'yi bul ve kalan alt kanallarla MPD algoritması uygula.
17. Algoritma döngüden çıkmışsa $\sum_{k \in \mathcal{K}_m} W_s \log_2(1 + \frac{ph_{m,k}}{|\mathcal{K}_m|N_0W_s}) > R_M^0$, $p_m < P^u$ ve $\frac{p_m}{|\mathcal{K}_m|} < P^s$ şartlarını kontrol et sağlıyorsa başarıma 1, sağlamıyorsa başarıma 0 eşitle.

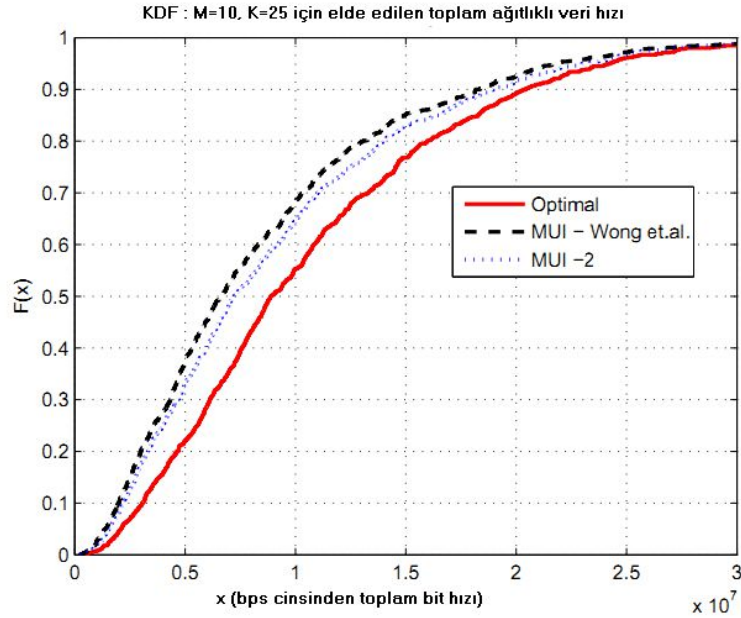
Satır 1'de her zamanki başlangıç ayarları yapılır. tüm kullanıcılar için güç değeri yüksek bir sayıya, kullanıcı alt kanal kümesi boş kümeyle eşitlenir. Satır 2'de $e_{m,j}$ değerleri hesaplanır. Eğer kullanıcılar içinde $e_{m,j} < \infty$ hiçbir örüntü için sağlanmıyorsa algoritma tanımsızdır ve sonlandırılır. Eğer her kullanıcı için bu şartı sağlayan bir $e_{m,j}$ örüntüsü varsa bu örüntülerin toplam alt kanallardan en küçüğü L_m alt kanal örüntü tahsisinin alt sınırını belirler. Eğer tüm kullanıcıların toplam L_m değerleri toplam alt kanal sayısından büyükse algoritma yine tanımsızdır ve sonlandırılır. Değilse her kullanıcı için üst sınır hesabı yapmak gerekir. Bu hesap her kullanıcı için kendisi dışındaki kullanıcıların alt sınırlarının toplamının toplam alt kanal sayısından çıkartılmasıdır. Bu U_m üst sınırının üstünde alt kanal içeren örüntüler için $e_{m,j}$ değeri sıfır yapılır. Eğer algoritma tanımsız değilse alt kanal tahsisine devam edilir. Burada fiyat değerlerini sıralamakla başlar. En düşük iki fiyatının farklarının tüm kullanıcılar arasında en yüksek olan m^* kullanıcısı seçilir. Bu kullanıcının en küçük e değeri sonsuzdan küçük olması şartıyla algoritma devam eder ve bu şartı sağlayan j^* örüntüsünü bulur. j^* örüntüsünün tüm alt kanallarını m^* 'ye tahsis eder ve alt kanal kümesi \mathcal{K} 'den çıkartır. I_{m^*} değeri kullanıcının tekrar tahsis edilmesini önlemek amacıyla 1'e eşitlenir. j^* örüntüsünün içerdiği tüm alt kanallardan herhangi birtanesini içeren bir diğer örüntülerin tümünün fiyatı sonsuza eşitlenir. Tüm kullanıcılar veya alt kanallar tahsis edilmişse algoritma sonlandırılır. Daha sonra kalan alt kanal varsa \mathcal{K}_m^f kümeleri belirlenip MPD algoritması uygulanır. Veri hızı ve güç kısıtlarının sağlanıp sağlanmadığına kontrol edip sağlanması durumunda başarıma 1'e eşitlenir, aksi halde 0'dır.

4.1.4. Benzetim Sonuçları

10 Kullanıcılı bir sistem için farklı uzaklık ve sönümlenme değerleri oluşturarak performansları kaydettik ve kümülatif dağılım fonksiyonunu oluşturulmuştur.

4.1.4.1. Ağırlıklı Toplam Veri Hızı:

Şekil 4.1.'de en iyilenmiş çözüm, aç gözlü algoritmalar MUI-1 ve MUI-2 için ağırlıklı toplam veri hızı kümülatif dağılımları verilmiştir. Her optimizasyon için w_m değeri 0 ve 1 arasında eşit dağılım göstermek üzere değer almaktadır. Sonuçlara bakıldığında önerdiğimiz aç gözlü algoritma aynı karmaşıklığa sahip olmasına rağmen performansı artırarak eniyelenmiş çözüme yaklaşmaktadır. Sayısal sonuçlara göre bu performans artışı (MUI-1 ve MUI-2 arasında) %7 – 8 civarındadır. Her aşamada aç gözlü algoritma için oluşturduğumuz MATLAB kodu sadece gerekli olan kullanıcı alt kanal ikililerinin ödül değerlerini güncelleştirir. Bu ikili tam sayı programlamaya göre 500 kat daha az hesap süresini azaltır.

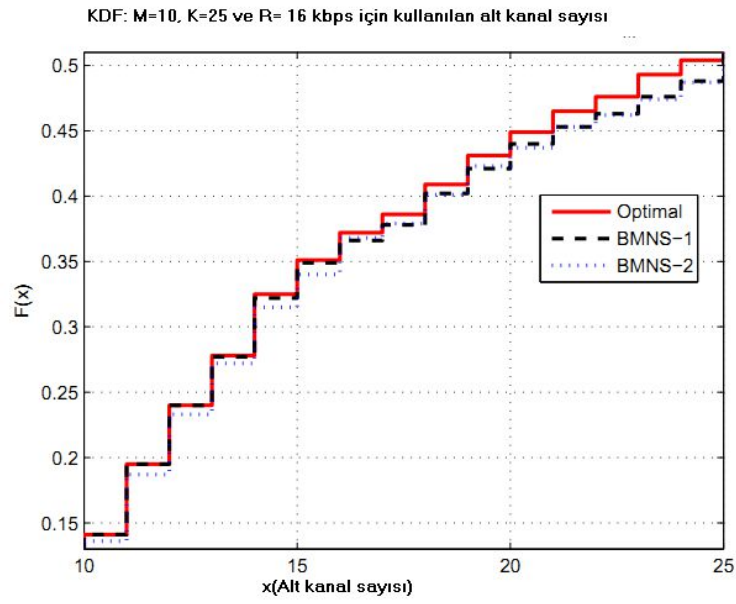


Şekil 4.1.: $M = 10$ ve $K = 25$ için farklı şemaların ağırlıklı toplam veri hızı kümülatif dağılımlarını vermektedir. [12]'daki aç gözlü algoritmaya göre performansta ufak bir artış sağlanmıştır (yaklaşık yüzde 7)

4.1.4.2. En az Sayıda Alt Kanal:

Şekil 4.2.'de en iyilenmiş çözüm ve BMNS aç gözlü algoritmasının 2 versiyonunun en az sayıdaki alt kanala göre kümülatif dağılık fonksiyonunu vermiştir. Kullanıcı başına düşen veri hızı kısıtı kullanıcı başına 16kbps dir. Toplamda 1000 farklı durum

için başarısız ve tanımsız tahsislere yüksek değerde fiyat verilerek ayırt edilmeleri sağlanmıştır. Benzetim sonuçlarına göre eniylenmiş sonmuç ve aç gözlü algoritmalar nerdeyse aynı performansı sağlamaktadır. Bu önemli bir sonuçtur çünkü aç gözlü algoritmalar nerdeyse 30-35 kat daha hızlı çalışmaktadır. En iyilenmiş çözümde %51 kadar başarılı tahsise rastlanırken bu değer aç gözlü algoritmalar için %49 (sadece %2 fark var). BMNS-1, BMNS-2'ye göre az bir farkla daha iyi başarımlar göstermektedir. Sonuçlara göre en iyilenmiş çözüm bile %49 oranında tanımsız durumdadır. Bunun sebebi gölgeleme ve sönümleme değerlerinin herhangi bir değer alabilmesidir.

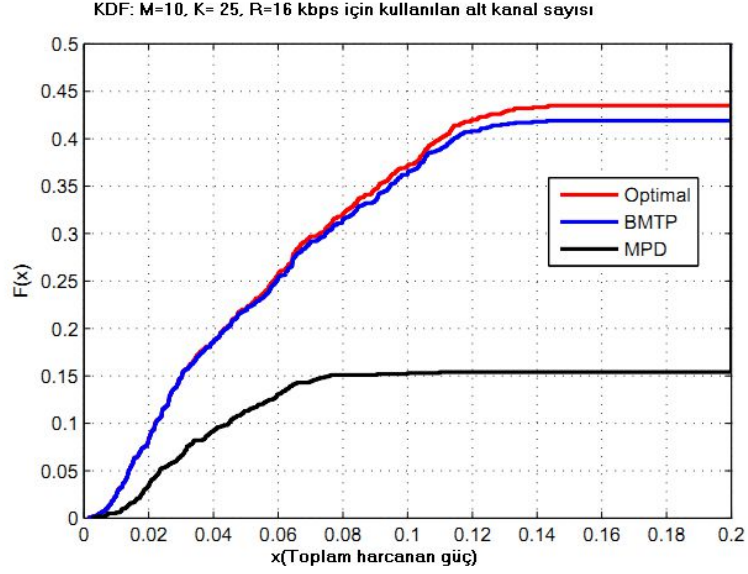


Şekil 4.2.: $M = 10$ ve $K = 25$ için farklı şemaların en az sayıdaki alt kanal sayısına göre kümülatif dağılımlarını vermektedir. Kullanıcı başına düşen veri hızı kısıtı 16kbps dir. Aç gözlü algoritmalar en iyilenmiş çözümle nerdeyse aynı sonuç vermektedir.

4.1.4.3. En Az Toplam Güç:

Şekil 4.3.'te Eniylenmiş çözüm ve iki aç gözlü algoritma olan MPD ve BMTP'nin toplam güç harcamalarının kümülatif fonksiyonlarını vermektedir. Bintprog fonksiyonunun hafıza sorunundan dolayı benzetimler $K = 20$ için gerçekleştirilmiştir. BMPT algoritması şaşırtıcı bir şekilde ikili tam sayı programlamaya yakındır. Bunun en önemli sebeplerinden bir tanesi kullanıcılara tahsis edilecek olan alt kanal sayısına

br üst sınır koyulmasıdır. Bu bazı kullanıcıların tekrardan tahsisini önleyerek veri hızı kısıtlarının sağlanabilirliğini artırmaktır. MPD algoritması hiç güç kısıtı yokmuş gibi davranır ve sadece %15 başarımlar sağlar. Eniyilenmiş çözüm ve BMPT algoritmaları %49 civarında başarımlar sağlamaktadır. BMPT hızlı olmasından dolayı bir avantaj sağlar(10 kat daha hızlı). MPD ise eniyilenmiş çözüme göre 300 kat daha hızlıdır.



Şekil 4.3.: $M = 10$ ve $K = 20$ için farklı uygulamaların toplam harcanan güce göre kümülatif dağılım fonksiyonlarını vermektedir. Kullanıcı başına düşen veri hızı kısıtı 16kbps dir. BMPT, MPD'yi geride bırakarak eniyilenmiş çözümle neredeyse aynı performansı elde etmektedir.

4.2. Heterojen Kullanıcılar için SC-FDMA Tabanlı Kaynak Tahsisi

Bu çalışmada TT-FBÇ sistemi için kaynak tahsisi problemi incelenecektir. Problemi karmaşık hale getiren iki tip kullanıcı olmasıdır. Bu iki grup esnek trafiğe ve esnek olmayan trafiğe sahip kullanıcılar diye ikiye ayrılır. Hedefimiz esnek trafiği olmayan video, ses gibi uygulamaları olan kullanıcıların veri hızı kısıtlarını sağlayarak geri kalan kaynaklarla esnek kullanıcıların veri hızını mümkün olduğunca yükseğe çıkarmaktır. [12]'daki eniyilenmiş çözüm yöntemi için kullanılan ikili tam sayı programlama aynı amaçla bu problem için de uygulanmıştır. Tek hücrede bir baz istasyonu olan sistemde kullanıcılar baz istasyonuna iletim yapmaktadır. Her birinin

Parametre	Benzetim Değeri	Birimi
r_{cell}	1000	m
yol kaybı	$31.5 + 37.6d$	dB
Gürültü	-161	dBm/Hz
Gölgeleme	8	dB
W_s	180	kHz
P_S	10	mW
P_u	200	mW

Çizelge 4.1. SC-FDMA kaynak tahsisi sistem parametreleri

alt kanal genişliği W_s olan K alt kanal vardır. $\mathcal{K} = \{1, \dots, K\}$ alt kanallar kümesini oluşturur, $\mathcal{M} = \{1, \dots, M\}$ kullanıcılar kümesini oluşturur. Bu küme esnek trafikli kullanıcılar kümesi \mathcal{M}_E ve esnek trafikli olmayan kullanıcılar \mathcal{M}_{EO} olmak üzere iki kesişimi olmayan kümeye bölünür. \mathcal{M}_{EO} kümesindeki tüm kullanıcılar R_m^0 veri hızını talep etmektedir.

m kullanıcısının k alt kanalındaki kanal kazancı $h_{m,k}$ olarak tanımlanır ve bu değer baz istasyonunda bilindiği varsayılır. Baz istasyonu tahsislerin gerçekleştiği yerdir. k 'nın ise alıcıdaki gürültü gücü $N_0 W_s$ w dir. \mathcal{K}_m m kullanıcısına tahsis edilen alt kanalların toplandığı kümenin matrisidir. $|\mathcal{K}_m|$ ise bu kümenin kardinalidir ve bu kümede yer alan alt kanalların toplam sayısını ifade eder. Bu durumda m kullanıcısına k alt kanalı tahsis edildiğinde elde edilen veri hızı aşağıdaki gibidir

$$R_{m,k,\mathcal{K}_m} = \log_2 \left(1 + \min\left(\frac{P^u}{|\mathcal{K}_m|}, P^s\right) \frac{h_{m,k}}{N_0 W_s} \right) \quad (4.15)$$

Problem şu şekilde ifade edilebilir

$$\max_{\mathcal{K}_1, \dots, \mathcal{K}_m \in \mathbf{K}} \sum_{m \in \mathcal{M}_E} w_m \sum_{k \in \mathcal{K}_m} R_{m,k,\mathcal{K}_m} \quad (4.16)$$

öyle ki,

$$\sum_{k \in \mathcal{K}_m} R_{m,k,\mathcal{K}_m} \geq R_m^0 \forall m \in \mathcal{M}_{EO} \quad (4.17)$$

$$K_m \cap K_{m'} = \emptyset, \forall m \neq m', \in \mathcal{M} \quad (4.18)$$

Bu problemin en iyilenmiş çözümünü elde etmek için ikili tamsayı programlamaya

uygun şekilde tekrardan formülize edilmesi gereklidir. Bu durumda 3.2.'de olduğu gibi kaynak tahsisi karar vektörü \mathbf{x} , ödül vektörü \mathbf{r} ve kısıt matrisi belirlenmelidir. Kısıt matrisleri 4.17 ve 4.18 3.2.'de olduğu gibi doğrusal bir matris denklemi olarak yazılabilir. Bu durumda hedef fonksiyonumuz $\max_{\mathbf{x}} \mathbf{r}^T \mathbf{x}$ 'e dönüşür. Hedefimiz doğrultusunda bu r ödül vektörünü şu şekilde tanımlanır;

$$r_{m,j} = w_m \sum_{k \in \mathcal{K}_{m,j}} R_{m,k,\mathcal{K}_{m,j}}, \forall m \in \mathcal{M} \quad (4.19)$$

$$r_{m,j} = \begin{cases} 0 & \sum_{k \in \mathcal{K}_{m,j}} R_{m,k,\mathcal{K}_{m,j}} \geq R_m^0 \\ -\infty & \sum_{k \in \mathcal{K}_{m,j}} R_{m,k,\mathcal{K}_{m,j}} < R_m^0 \end{cases}, m \in \mathcal{M}_{EO} \quad (4.20)$$

Bu arada j 2.2'de tanımlanan kullanıcıların örüntü matrisi A_m 'nin kolonlarını temsil eder (örüntüleri). $\mathcal{K}_{m,j}$ ise j örüntüsünde yer alan alt kanallar kümesidir. Eğer \mathcal{M}_{NE} 'de yer alan bir kullanıcı için j örüntüsü eğer veri hızı kısıtı R_m^0 'ı sağlamıyorsa değeri $-\infty$ 'e eşitlenir. Çünkü toplam ödülü en fazla yapmak için veri hızı şartını sağlama zorunlu olmalıdır. Eniyilenmiş çözüm MATLAB'ın bintprog fonksiyonu ile çözülebilir fakat çözüm karmaşasından dolayı daha basit algoritmalar da tanımlanmalıdır. Eniyilenmiş çözümü analiz ettikten sonra şu hususlar çıkmıştır 1) esnek olmayan kullanıcılar bandın kenar kısımlarından tahsis edilmiştir. Bu ortada bitişik bir alt kanal kümesi bırakır ki bu da bir veya iki en iyi esnek kullanıcılara verilmiştir. 2) esnek kullanıcılar arasında alt kanallar genelde tek bir kullanıcıya verilmiştir. Bunları göz önünde bulundurarak algoritma 3 aşamalı bir kaynak tahsisi gerçekleştirir. İlk aşamada esnek olmayan kullanıcılar için kaynak tahsisi yapılır Burada her \mathcal{M}_{EO} kümesinde yer alan kullanıcı ve örüntü için $s_{m,j}$ fiyat matrisi belirlenir.

$$s_{m,j} = \begin{cases} |\mathcal{K}_{m,j}| & r_{m,j} = 0 \\ \infty & r_{m,j} = -\infty \end{cases}, m \in \mathcal{M}_{EO}, \forall j \in \mathcal{C} \quad (4.21)$$

Burada eğer bir örüntü veri hızı kısıtını sağlıyorsa fiyatı 0 örüntüdeki tüm alt kanalların toplam sayısıdır. Sağlamıyorsa değeri sonsuzdur. Algoritma aşağıdaki gibi tanımlanabilir.

1. $\forall m \in \mathcal{M}_{EO}, \forall j \in C$ için $s_{m,j}$ değerlerini hesapla.
2. $\mathcal{K}_m, I_m = 0 \forall m, \mathcal{K}^f = \mathcal{K}$ olarak ayarla.
3. Tahsis edilmemiş \mathcal{M}_{EO} kullanıcıları arasından en küçük $s_{m,j}$ değerini veren m^* kullanıcıyı bul.
4. $s_{m^*,j} = fiyat_{m^*}^{min}$ değerini veren tüm j örüntülerini bul ve en kenara yakın olan tahsise sahip j^* örüntüsünü seç.
5. s_{m^*,j^*} değeri sonsuzdan küçükse j örüntüsünün alt kanallarını m^* 'ye tahsil et. \mathcal{K}^f kümesini bu tahsise göre güncelle, I_{m^*} değerini birdaha tahsis olmaması için sıfıra eşitle. j^* örüntüsünde yer alan alt kanallar içeren diğer örüntüler için $s_{m,j}$ değerini sonsuz olarak eşitlenmelidir.
6. 3. aşamadan itibaren algoritmayı tekararla. Eğer \mathcal{M}_{EO} kümesindeki tüm kullanıcılar tahsis edilmişse bu basamaktan itibaren devam et.
7. Tüm esnek trafiği olmayan kullanıcıların tahsisi bittikten sonra $\mathcal{K}^f \neq \emptyset$ olması durumunda esnek kullanıcılar ve tahsis edilebilir alt kanallar arasından en yüksek $r_{m,j}$ değerine sahip (m^*, j^*) ikilisini bul. m^* kullanıcıya j^* örüntüsünü tahsis et. $\mathcal{K}_{m^*}^f, \mathcal{K}_{m^*}$ ve I_{m^*} 'yi bu tahsise göre güncelle. $\mathcal{K} = \emptyset$ oluncaya kadar devam et.
8. \mathcal{M}_E kümesindeki tüm n kullanıcıları için $I_n = 1$ olması durumunda aşağıdaki basamakları uygula.
9. $k_1 = \min\{\mathcal{K}_n\}$ ve $k_2 = \max\{\mathcal{K}_n\}$ yap
10. Eğer $k_1 < k_2$ ise $\Delta_{1,m}$: k_1 'i n 'den alıp m 'ye verilmesi durumunda elde edilen ağırlıklı veri hızı artışı. $\Delta_{2,m}$: k_2 'i n 'den alıp m 'ye verilmesi durumunda elde edilen ağırlıklı veri hızı artışı. Δ^{max} : k_1, k_2 ve tüm kullanıcılar arasında en yüksek kullanıcı alt kanal ikilisidir. Δ^{max} 'ın sıfırdan büyük olması durumunda bu alt kanalı bu kullanıcıya ver ve tüm güncellemeleri yap. sıfırdan büyük değilse algoritmayı sonlandır.

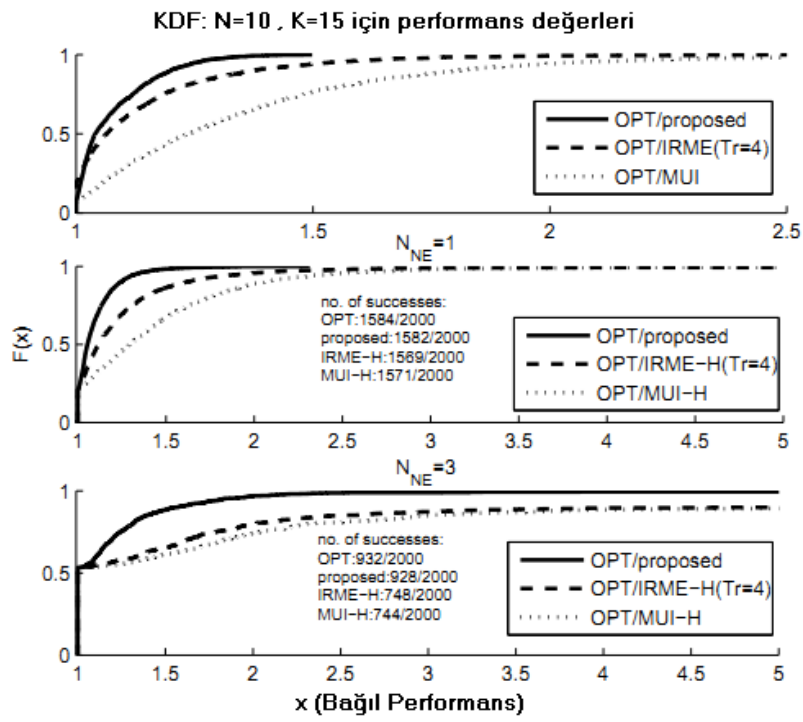
Karşılaştırmak amacıyla MUI(3.2.) ve IRME (3.4.) algoritmaları heterojen kullanıcılar için adapte edilir. MUI-H ve IRME-H olarak adlandırılan bu algoritmalarda kullanıcı ağırlıkları 1'e eşitlenir. Bu algoritmaların asıllarından farklı kullanıcılar veri hızı kısıtlarını sağladıklarında daha fazla kaynak tahsis etmezler.

Parametre	Benzetim Deęeri	Birimi
r_{cell}	1000	m
yol kaybı	$31.5 + 37.6d$	dB
Gürültü	-161	dBm/Hz
Gölgeleme	8	dB
W_s	180	kHz
P_S	8.0403	mW
P_u	125.89	mW
K	25	

Çizelge 4.2. Heterojen kullanıcılı bir sistemde kullanılan sistem parametreleri

4.2.0.4. Benzetim Sonuçları

10 kullanıcının olduğu bir sistem için benzetim sonuçları verilmiştir. Kullanıcı ağırlıkları, uzaklıkları ve sönmleme deęerleri için 2000 farklı durum oluşturulur ve kaynak tahsisi gerçekleştirilir. Sonuçlar bir dizide toplanır. En iyilenmiş sonuçlara göre elde edilmiş dizi ile aç gözlü algoritmalar ile elde edilen diziler eleman eleman birbirine bölünür. Bu durumda baęlı performansı gösteren bir dizi elde edilir. Bu dizilerin kümülatif dağılımları çizdirilebilir. Esnek olmayan kullanıcılar için veri hızı kısıtı 90 kbps dir. N_{EO} esnek olmayn kullanıcı sayısını verdiđini varsayarsak Şekil 4.4.'da $N_{EO} = 0, 1ve3$ için benzetimler gösterilmiştir. Burada IRME-H için eşik deęeri tüm denemeler içinde en iyi sonucu veren $T_r = 4$ olarak alınmıştır. Her üç durum için sunduđumuz algoritma eniylenmiş çözüme en yakındır. Esnek olmayan kullanıcı sayısı arttıkça algoritma daha iyi performans sağlamaktadır. Bazı kötü kanal durumlarında tanımsız kaynak tahsisleri olabilir. Sayısal sonuçlara bakılırsak 2000 denemede 932, tanımlanan algoritmada ise 928 başarıml gösterilmektedir. Bu deęer MUI-H ve IRME-H için sırasıyla 744 ve 748 dir. Tanımlanan algoritma performans bakımından diđerlerinden bir fark yaratmıştır. Tanımladıđımız algoritma bir kaç saniye içinde sonuca ulaşabilir bu da gerçek uygulamalar için uygulanabilirliğini göstermektedir.



Şekil 4.4.: Esnek olmayan kullanıcı sayısının 0,1 ve 3 olduğu durumlar için bağıl performansların kümülatif dağılımları gösterilmektedir. Esnek olmayan kullanıcı sayısı arttıkça sunulan algoritma daha iyi başarımlar göstermektedir.

BÖLÜM 5

5. Kablosuz Çoğa Gönderim Sistemlerinde Dik Frekans Bölmeli Çoklama ile Kaynak Tahsisi Yöntemleri

Yeni nesil genişbant kablosuz sistemlerde en önemli uygulamalardan biri yayın ve çoğa gönderim uygulamalarıdır. IP Radyo Yayını ve Mobil TV bu uygulamalardan bazılarıdır [1]. Bu tür sistemlerde genellikle birden fazla çoğa gönderim grubu vardır ve bir gruptaki her kullanıcının aynı veriyi alması gerekir. Yayın sistemlerinde her kullanıcı tarafından geri bildirim gerektirdiği için ARQ/HARQ teknikleri kullanılamaz. Bu durumda sıradan kipleme ve kodlama teknikleri kullanıldığında erişilebilir kapasite ortamdaki en kötü durumdaki kullanıcı tarafından belirlenir [6]. [6] çalışmasında birden fazla çoğa gönderim grubu olduğu durumda toplam veri hızı maksimize edilmiştir. Ayrıca bazı düşük karmaşıklıkli algoritmalar önerilmiştir. [2] çalışmasında ise toplam veri hızının artırılması için çoklu tanımlı kodlama ¹ tekniklerinden faydalanılmıştır [3]. Daha iyi kanal durumlu kullanıcılar yine aynı yayını, ama daha iyi kaliteyle almaktadırlar. Ancak, bu çalışmalar sonucu kullanıcılar arasındaki adaletsizlikte bir değişiklik görülmemektedir. Kullanıcı sayısı arttıkça en kötü kullanıcının aldığı hizmet kayde değer bir biçimde düşmektedir.

[4] çalışmasında tek veya çoklu gruplu çoğa gönderimde, en kötü kullanıcının veri hızını oldukça artıran bir yöntem bulunmuştur. Bu teknik Reed-Solomon gibi silinti kodlarına dayanmaktadır. Tez çalışmamızın ikinci bölümünde [4] çalışmasını tememl aldık ve döngülü ² bir kaynak tahsis algoritması önderdik. Algoritmamızın hem daha iyi başarımı vardır , hem de daha hızlı çalışmaktadır. Elde ettiğimiz iyileştirmeler grup ve kullanıcı sayısı arttıkça artmaktadır. Kendi çalışmamızı gelecek bölümde anlatmadan önce [4] çalışmasını biraz daha detaylı anlatacağız.

5.1. Dik Frekans Bölmeli Çoğa Gönderim Sistemlerinde Uyarlanabilir Kaynak Tahsisi[Bakanoğlu, [4]]

Bu çalışmada DFBC yönteminin faydalarından yararlanarak çoklu-gruplu çoğa gönderim sistemi veri hızı iyileştirmesi üzerinde durulmuştur. Burada hedef tek bir çoklu yayın grubunun çoklu yayın veri hızını en fazlalaştırıp kullanıcılar arasında

¹Multiple description coding

²iterative

eşitliği sağlamaya çalışırken aynı zamanda birden fazla çoklu yayın grubu sistemi için genel bir çerçeve oluşturmaktır. Bu çalışmada kanala bağlı bilgilerin var olduğu varsayılarak probleme iki aşamada çözüm hedeflenmiştir. Bu çözümün ilk aşaması eşit güçle alt kanal tahsisidir. İkinci aşamada ise ilk aşamadaki elde edilen alt kanal tahsisi sonucuna göre bit tahsisi gerçekleştirmektir. Daha sonrasında grup sayısı artırılarak gruplar arasında eşitlik sağlamak için aç gözlü algoritmalar önerilmiş, bitişik (joint) alt kanal-güç tahsisi gerçekleştirilmiştir.

K kullanıcılu N alt kanallı bir sistemde, alt kanallara eşit güç verildiği varsayılmıştır. Baz istasyonunun P_T toplam gücü vardır ve bu baz istasyonu çoklu yayın grubuna alt kanal ve bit tahsis eder. Bunun için $w_{n,k}$ belirteci vardır. Bu belirteçe göre eğer n alt kanalı k kullanıcıya verildiyse değeri 1 dir, aksi halde 0 dir. c_n değeri, n alt kanalına tahsis edilen bit sayısını ifade eder. Bu tahsis edilen c_n değeri, $c_n \in C = \{1, 2, \dots, M\}$ ayrık kümesinden seçildiği varsayılır. Bu durumda bir alt kanala tahsis edilebilecek bit sayısı en fazla M 'dir. k kullanıcısının veri hızı tahsis edilen bitlerin toplamıdır ($R_k = \sum_{n=1}^N c_n w_{n,k}$). Çoklu yayın grubu veri hızı ise o gruptaki kullanıcıların veri hızının en küçüğüdür. Bu durumda bu değere R denirse, $R = \min \sum_{n=1}^N c_n w_{n,k}$ olarak ifade edilir. Bu değer aynı zamanda Reed-Solomon kodlaması kullanıldığında elde edilebilir çoklu yayın grubu hızıdır. Bu durumda her kullanıcı R bit veri hızını elde edebilir. R_{sum} değerini tüm alt kanalların tahsisi durumunda elde edilebilecek maksimum veri hızı olarak ifade edersek ($R_{sum} = \sum_{n=1}^N c_n$), $R_{sum} = R$ durumunda tüm alt kanallar tüm kullanıcılara tahsis edilmiş demektir. $R_{sum} > R$ olduğunda ise Reed-Solomon kodlaması kullanıldığı varsayılmıştır. Bu durumda R bitlik data R_{sum} bitlik dataya kodlanmış, bu kodlanmış bitler ise ayrıştırılıp farklı alt kanala tahsis edilmiştir. Herhangi bir R bitlik datayı elde edebilen bir kullanıcı bu kodlama yöntemi sayesinde asıl çoklu yayın grubu verisine ulaşabilir.

Bir kullanıcının c_n kadar biti BER bit hata oranıyla, birim kanal kazancıyla alabilmesi için gereken güç $f(c_n, BER)$ ile tanımlanır. Burada BER hedefi belirlenerek sistem güvenilirliği sağlanmaktadır. Bu durumda n alt kanalı hangi kullanıcılara tahsis edilmişse (yani hangi kullanıcıların bu kanalı çözmeleri isteniyorsa) bu kullanıcılar arasından c_n 'i çözmek için gerekli olan en büyük güç P_n olarak hesaplanır ve şu şekilde ifade edilir,

$$P_n(c_n) = \max_k \frac{f(c_n, BER) w_{n,k}}{h_{n,k}^2} \quad (5.1)$$

Kısaca c_n kadar biti tahsis etmek en kötü kullanıcıya bağlıdır. Problem formülasyonu

ise aşağıdaki gibidir.

$$\max_{c_n, w_{n,k}} R \quad (5.2)$$

Öyle ki,

$$\sum_{n=1}^N P_n(c_n) \leq P_T \quad (5.3)$$

$$c_n \in C = \{1, 2, \dots, M\} \forall n \quad (5.4)$$

Burada amaç R 'yi maksimize eden c_n ve $w_{n,k}$ değerlerini bulmaktır. Her kullanıcının en az R bit data elde etmesi gereklidir. Burada eniyelenmiş çözüme ulaşmak için doğrusal olmayan tamsayı programlama önerilmiştir, fakat amaç daha basit çözümler sağlayan algoritmalar bulmaktır. Bunun için bit ve alt kanal tahsisinin ayrı ayrı incelenmesi önerilmiştir. Öncelikli olarak her alt kanala eşit güç tahsis edildiği varsayılarak alt kanal tahsisi gerçekleştirilir ve bu tahsisin bir sonucu olarak daha sonradan bit tahsisine devam edilerek kaynak tahsisi sonuçlandırılır.

Alt kanal tahsisi: Her alt kanala P_t/N eşit güçle iletim yapıldığı varsayılır bu durumda problem şu formülasyonu almaktadır:

$$\max_{c_n, w_{n,k}} \min_k \sum_{n=1}^N c_n w_{n,k} \quad (5.5)$$

$g(BER, P)$ değeri BER bit hata oranı ve P iletim gücü ile elde edilen bit sayısını temsil etsin. Burada $g(BER, P)$ değerini modülasyon tipi belirleyebilir. $\frac{P_T h_{n,k}^2}{N}$ alınan güç olduğunda, BER ile k kullanıcısının n alt kanalında elde ettiği bit sayısı

$$b_{n,k} = \min \left(g(BER, \frac{P_T h_{n,k}^2}{N}), M \right) \quad (5.6)$$

A_n , n alt kanalının tahsis edildiği kullanıcılar kümesi, A_k ise k kullanıcılarına tahsis

edilen alt kanallar kümesi olsun. Bu durumda n alt kanalına tahsis edilen bit sayısı,

$$c_n = \min_{k \in A_n} b_{n,k} \quad (5.7)$$

olarak ifade edilebilir. Bu durumda eniyileme problemi

$$\max_{w_{n,k}} \min_k \sum_{n=1}^N c_n w_{n,k} \quad (5.8)$$

ifadesine dönüşür. Bu durumda R_k ve R değerleri sırasıyla aşağıdaki gibi olur

$$R_k = \sum_{n=1}^N \min_{k \in A_n} b_{n,k} w_{n,k} \quad (5.9)$$

$$R = \min_k R_k \quad (5.10)$$

Bu çalışmada az karmaşıklığa sahip döngüsel bir algoritma tanımlanmıştır. Her döngüde bir R_k en düşük veri hızlı kullanıcı belirlenir ve alt kanal tahsisi yapılır. Bu algoritmanın işleyişi aşağıdaki gibi tanımlanır, (SAAU-EP)

1. Tüm n alt kanalları ve k kullanıcıları için $w_{n,k} = 0$, $A_k = \emptyset$ ve $A_n = \emptyset$ olarak ayarla. $j = 1$ ve $R(j) = 0$ olarak ayarla.
2. Tüm k kullanıcıları için $S = \{k | k = \arg \min R_k\}$ 'yi sağlayan S kullanıcı kümesini bul.
3. $|S| > 1$ ise satır 4'e geç, değilse satır 5'e atla.
4. S kümesindeki tüm k kullanıcıları ve tahsis edilmemiş tüm n alt kanallar için $[n^*, k^*] = \arg \max b_{n,k}$ eşitliğini sağlayan n^* ve k^* bul ve $w_{n^*,k^*} = 1$ yap. Satır 6'ya geç.
5. S kümesindeki k^* kullanıcısı için, tüm alt tahsis edilmemiş n alt kanallarıyla, $w_{n,k^*} = 1$ varsayarak $R_{gecici}^n = \min \sum_{n=1}^N \min(b_{n,k} w_{n,k})$ değerini bul. Bu r_{gecici}^n değerini en fazla yapan n^* alt kanalını k^* 'ye tahsis et ($w_{n,k} = 1$).
6. n^* 'ye tahsis edilmiş alt kullanıcıları arasından $b_{n^*,k^{**}} > b_{n^*,k^*}$ değerini sağlayan k^{**} 'yi bul ve $w_{n^*,k^{**}} = 1$ olarak eşitle.
7. $A_{n^*} = A_{n^*} \cup \{k^*, k^{**}\}$, $A_{k^*} = A_{k^*} \cup \{n^*\}$ ve $A_{k^{**}} = A_{k^{**}} \cup \{n^*\}$ olarak güncelle.

8. $R(j) = \min_k (\sum_{n=1}^N \min_{k \in A_n} (b_{n,k}) w_{n,k})$ olarak eşitle ve $j=j+1$ yap.
9. Tüm alt kanallar tüm kullanıcılara tahsis edilmişse döngüden çık. Edilmemişse Satır 2'den devam et.
10. Döngüden çıkıldığında çoklu yayın data hızı $\max R$ olacaktır.

Satır 1'de gerekli olan başlangıç öndeğeri ayarlanır. Satır 2'de en küçük veri hızına sahip kullanıcılar bir S kümesinde toplanır. S kümesinde birden fazla kullanıcı olduğu zaman bu kullanıcılar arasında en yüksek $b_{n,k}$ değerine sahip kullanıcı alt kanal ikilisi seçilir. Eğer S kümesinde bir tane eleman varsa tahsis edilmemiş alt kanallar arasından en yüksek veri hızını sağlayan alt kalan tahsis edilir. Satır 6'da $b_{n^*,k^{**}} > b_{n^*,k^*}$ eşitsizliğini sağlayan k^{**} kullanıcısı varsa belirlenir. Bunun sebebi $b_{n,k}$ değeri daha yüksek olan kullanıcının $b_{n,k}$ kadar biti çözebiliyor olmasıdır. Her döngüde en küçük veri hızı bir R dizisinde tutulmaktadır. Bunun sebebi R her döngüde yükseliş göstermekte daha sonra düşüşe geçmektedir. Bu değeri bir dizide tutup döngü sonrasında en yüksek değerini seçmek çoklu yayın grubu veri hızını verecektir.

LSGA: Bu algorithmada karşılaştırma amacıyla tanımlanmıştır. Tüm alt kanallar tüm kullanıcılara verildiği kabul edilir. Bu durumda her alt kanalda yüklenen biti en düşük kanal kazancına sahip kullanıcı belirler. Bu durumda çoklu yayın veri hızı

$$R = \sum_{n=1}^N \min b_{n,k}, \forall k \in \{1, \dots, K\} \quad (5.11)$$

olarak tanımlanır.

Bit Tahsisi : Burada bit tahsisi üzerinde durulacaktır. Bu aşamada belirli alt kanal tahsisi sonucu oluşan $w_{n,k}$ değerlerine göre bit tahsisi problemi aşağıdaki gibi tanımlanır.

$$\max_{c_n} \min_k \sum_{n=1}^N c_n w_{n,k} \quad (5.12)$$

öyle ki

$$\sum_{n=1}^N \frac{f(c_n, BER_k)}{h_{n,k^*}} \leq P_T \quad (5.13)$$

h_{n,k^*}^2 değeri $\min h_{n,k}^2$, $w_{n,k} = 1$ olduğunda eşittir. Yukarıdaki problemin çözümüne

ulamak amacıyla Levin-Campello algoritmasının bir türevi olan artık güç tahsisi algoritması tanımlanır.

Alt kanal kaynak tahsisinde her alt kanal için P_T/N kadar eşit miktarda güç tahsis ediliyordu. Her alt kanala bitler ise bir ayrık kümeden tahsis ediliyordu, bu sebeple bir miktar güç gereksiz olarak tahsis ediliyordu. Tüm bu artık güçler hesaplanır ve bir P_R değeri olarak bulunur, ve en düşük veri hızı olan kullanıcı belirlenip bu artık güçle o kullanıcıya bir bit daha yüklenir. Algoritma P_R değeri bir bit daha yüklemek için yetersiz olana kadar devam eder. Öncelikle n alt kanalına bir bit daha yüklemek için gerekli olan $\Delta P_n(c)$ değeri tanımlanır.

$$\Delta P_n(c) = \frac{f(c+1) - f(c)}{h_{n,k^*}^2} \quad (5.14)$$

Bu yöntem **RPA** algoritması olarak tanımlanmıştır ve adımları aşağıdaki gibi işler:

1. Belitlenen A_n ve A_k kümeleri için $c_n = \min_{k \in A_n} \min(g(BER_k, \frac{P_T h_{n,k}^2}{N}), M)$ değerini tüm n 'ler için hesapla.
2. $h_n^2 = \min_{k \in A_n} h_{n,k}^2$ olarak hesapla.
3. $P_r = \sum_{n=1}^N (P_T/N - \frac{f(c_n, BER_k)}{h_n^2})$
4. Tüm n değerleri için $\Delta p_n(c_n) = \frac{f(c_n+1) - f(c_n)}{h_n^2}$
5. $k^* = \arg \min R_k$ eşitliğini sağlayan k^* değerini bul.
6. $n^* = \arg \min_{k \in A_{k^*}} \Delta P_n(c_n)$ değerini sağlayan n^* 'yi bul.
7. Eğer $\Delta P_{n^*}(c_{n^*}) \leq P_R$ ve $c_n \neq m$ ise, $P_R = P_R - \Delta P_{n^*}(c_{n^*})$
8. $c_{n^*} = c_{n^*} + 1$ yap ve $\Delta P_{n^*}(c_{n^*})$ tekrar hesapla. Eğer $c_{n^*} = M$ ise $P_{n^*}(c_{n^*}) = \infty$
9. Eğer $P_{n^*}(c_{n^*}) > P_R$ ise algoritma durdurulur. Değilse 5. satıra dönüp döngüsel işleme devam eder.
10. algoritma döngüden çıktığında çoklu yayın veri hızı $R = \min_k (\sum_{n=1}^N c_n m w_{n,k})$ olarak hesaplanır

5.1.1. Birden Fazla Çoklu Yayın Grubu için Kaynak Tahsisi

Toplamda g çoklu yayın grubunun olduğu bir sistem varsayılmıştır. Her grupta K_g kullanıcı vardır. Bir kullanıcı birden fazla gruba dahil olabilir. Tek gruplu çoklu yayın sistem için tanımlanan sistem modeli burda da geçerlidir. Toplamda N alt kanal vardır. $w_{n,k}$ bir alt kanalın bir kullanıcıya, $\delta_{n,g}$ ise gruba ait olduğunu belirtir. S^g , g grubundaki kullanıcıların kümesidir. Bu durumda bir grubun çoklu yayın veri hızı $R_g = \min_{S^g} \sum_{n=1}^N c_n^g w_{n,k} \delta_{n,k}$ olarak hesaplanır. c_n^g yine ayrık bir kümeden seçilecektir. n alt kanalına tahsis edilen güç $\max_{k,g} \left(\frac{f(c_n, BER^g) w_{n,k} \delta_{n,g}}{h_{n,k}^2} \right) \leq P_n$ olarak hesaplanır.

Her çoklu yayın grubunun bir hedef çoklu yayın veri hızı R_T^g vardır. Çoklu yayın grubu veri hızının, bu hedef veri hızına olan oranını aldığımızda ve buna α dediğimizde, şu şekilde ifade edebiliriz.

$$\alpha = \min_g \frac{R^g}{R_T^g} \quad (5.15)$$

Hedefimiz sistemin toplam veri hızı yüksek değerlere çıkarmak ve gruplar arasında eşitliği sağlamaktır. Bunun için α 'yı maksimize etmek hedefe götürecektir. Bu durumda en iyileme problemi şu formu alır

$$\max_{w_{n,k}, \delta_{g,n}, c_n^g} \alpha \quad (5.16)$$

Öyle ki

$$\sum_{n=1}^N P_n \leq P_T \quad (5.17)$$

$$\sum_{g=1}^G \delta_{n,g}^g = 1 \quad (5.18)$$

$$c_n \in C = \{1, 2, \dots, M\} \quad (5.19)$$

Aç Gözlü Algoritma :(GA) Her alt kanal için eşit güçte tahsis yapıldığı varsayılarak (P_T/N) . g grubunda yer alan n alt kanalının bit sayısı c_n^g olarak ifade edilir ve $c_n^g = \min_{k \in S^g} b_{n,k}$ olarak hesaplanır. Bu durumda grubun çoklu yayın veri hızı şu şekilde

hesaplanır,

$$R^g = \min_{k \in S^g} \sum_{n=1}^N c_n^g \delta_{n,g} \quad (5.20)$$

A_n^g , g grubunda n alt kanalına atanan kullanıcıların kümesi olsun. D^g ise g grubundaki alt kanalları ifade etsin. Gruplar arası alt kanal tahsisi **SAAS** adı verilen bir algoritma ile gerçekleştirilir. Bu algoritma **GA** olarak tanımlanan algoritma için bir başlangıç rolü oynar. Döngüsel olarak işleyen **SAAS** algoritması her döngüde en küçük R^g/R_T^g grubuna alt kanal tahsisi yapar. Bunun için tahsis edilmemiş alt kanallar arasından c_{n^*} değeri en yüksek olanı seçer. Algoritma basamakları şu şekildedir:

1. Tüm n ve g için $\delta_n = 0$ ve $D^g = \emptyset$ olsun.
2. $R^g = 0$ olarak tanımla.
3. $g^* = \arg \min(R^g/R_T^g)$ eşitliğini sağlayan g^* grubunu bul.
4. Eğer birden fazla g^* değeri varsa $g^* = \arg \min R_T^g$ olsun.
5. Tüm tahsis edilmemiş alt kanallar arasından $n^* = \arg \max c_n^g$ sağlayan alt kanalı bul.
6. $g_{n^*,g^*} = 1$, $D^{g^*} = D^{g^*} \cup \{n^*\}$ yap ve R^{g^*} 'yi 5.20'a göre hesapla.
7. Eğer grupların tümü tahsis edilmişse algoritmayı sonlandır. Aksi halde satır 3'den devam et.

GA algoritmasının basamakları şu şekilde verilir:

1. **SAAS** kullanarak tüm gruplar için D^g kümelerini bul.
2. Bulunan D^g kümesi için **SAAU-EP** ve **RPA** uygulayarak A_n^g ve R^g kümelerini elde et.
3. $\alpha = \min_g R^g/R_T^g$
4. Tüm g grupları arasından $g^{max} = \arg \max_g R^g/R_T^g$, $g^{min} = \arg \min_g R^g/R_T^g$ bul ve $n^* = \arg \min_{n \in A_n^{g^{max}}} c_n$ olarak bul.

5. Geçici bir D_{gecici}^g kümesi belirle. g^{max} ve g^{min} hariç tüm gruplar için $D_{gecici}^g = D^g$ olsun. $D_{gecici}^{g^{min}} = D^{g^{min}} \cup \{n^*\}$, $D_{gecici}^{g^{maks}} = D^{g^{maks}} \setminus \{n^*\}$ olarak yap.
6. Elde edilen D_{gecici}^g 'ye göre **SAAU-EP** ve **RPA** uygulayarak $(A_{gecici})_n^n$ ve R_{gecici}^g hesapla.
7. $IMP = \min_g R_{gecici}^g / R_T^g - \alpha$ olarak hesapla.
8. Eğer $IMP > 0$ ise $D^g = D_{gecici}^g$, $A_n^g = (A_{gecici})_n^g$, ve $R^g = R_{gecici}^g$ olarak ayarlanır ve 3. satırdan devam edilir. Değil ise algoritma sonlandırılır.

Bir sonraki bölümde [4] çalışmasında önerilen algoritmadan daha hızlı çalışan döngülü bir algoritma önereceğiz. Bu önereceğimiz algoritma tek çoklu yayın grubu için **SAAU-EP +RPA** ile benzer başarımda olacaktır ancak birden fazla çoklu yayın grubu olan durumda karmaşıklığı kadar başarımları da iyi olacaktır.

BÖLÜM 6

6. Çoklu Yayın Kablosuz Ağlarda Kaynak Tahsisi

6.1. Problem Formülasyonu

1 Baz istasyonu ve K kullanıcı içeren bir sistemde, kullanıcılar G gruba dağılmıştır. Bant genişliği ise N alt kanala bölünmüş ve bu alt kanallar kullanıcılar arasında paylaştırılmıştır. k kullanıcısının N alt kanalındaki kanal kazancı $h_{n,k}$ olarak verilmiştir. Bu değer kaynak tahsisini yaptığı varsayılan baz istasyonu tarafından bilindiği varsayılmıştır. Bu baz istasyonunun aynı zamanda bir toplam güç kısıtı vardır ve P^T ile ifade edilir. $R^{g,T}$ ve R^g sırasıyla g grubunun hedef ve elde ettiği çoklu yayın veri hızıdır. Baz istasyonunun hedefi

$$\alpha = \min_g \left\{ \frac{R^g}{R^{g,T}} \right\} \quad (6.1)$$

değerini en yükseğe çıkarmaktır. Baz istasyonunun diğer hedefleri ise gruplar arası orantısal eşitliği sağlamak ve grubun çoklu yayın veri hızı ve çoklu yayın hedef veri hızını mümkün olduğunca birbirine yaklaştırmaktır. Kaynak tahsisi problemimiz 1) hangi alt kanalın hangi gruba verileceği 2) o alt kanalın o gruptaki hangi kullanıcılar tarafından çözümleneceği 3) her alt kanalda ne kadar bit ile iletim yapılacağı içermektedir. Bunun için belirteçler oluşturulur, $\delta(n, g)$ değerinin 1 olması durumunda n alt kanalı g grubuna tahsis edilmiş demektir. S^g , g grubunda yer alan kullanıcılar kümesidir. $w_{n,k}$ değeri n alt kanalının k kullanıcısı tarafından çözümlenmesi durumunda 1 değerini alır. c_n ise n alt kanalına tahsis edilen bit sayısını verir ve $C = [C^1, C^2, \dots, C^M]$ ayrık kümesinden seçilir. C^M , n alt kanalına yüklenebilecek maksimum bit sayısıdır.

g grubunda k kullanıcısının veri hızı $R_k^g = \sum_{n=1}^N c_n w_{n,k} \delta_{n,g}$, k kullanıcısına tahsis edilen bitlerin toplamı olarak ifade edilir. $b_{n,k}$ daki gibi ifade edilebilir. Bu durumda $\delta_{n,g}$ değerinin 1 olması halinde $w_{n,k} = I(b_{n,k} \leq c_n)$ dir. g grubunun çoklu yayın datası şu şekilde ifade edilebilir

$$R^g = \min_{k \in S^g} \sum_{n=1}^N c_n w_{n,k} \delta_{n,g} \quad (6.2)$$

Herhangi bir kullanıcının c_n kadar veriyi çözümebilmesi için gerekli olan güç miktarı $f(c_n, BER)$ 'dir. Bu durumda

$$\max\left\{\frac{f(c_n, BER)w_{n,k}\delta_{n,g}}{h_{n,k}^2}\right\} \leq P_n \quad (6.3)$$

P_n, c_n kadar biti çözebilecek kadar yeterli olmalıdır. Optimizasyon problemi şu şekilde ifade edilebilir

$$\max_{w_{n,k}, \delta_{n,g}, c_n^g} \left\{ \alpha = \min_g \left\{ \frac{\min_{k \in S^g} \sum_{n=1}^N c_n w_{n,k} \delta_{n,g}}{R^g T} \right\} \right\} \quad (6.4)$$

Öyle ki,

$$\sum_{n=1}^N P_n \leq P_T \quad (6.5)$$

$$\sum_{g=1}^G \delta_{n,g}^g = 1, \forall n \quad (6.6)$$

$$c_n \in C = \{C^1, C^2, \dots, C^M\}, \forall n, g \quad (6.7)$$

6.6'daki ifade de her alt kanalın yalnızca bir çoklu yayın grubuna tahsis edilebileceğini göstermektedir. Bu problemi çözmek için alt kanal ve bit tahsisi bitişik olarak çözülmüştür. Alt kanal tahsisi önce çoklu yayın grupları arasında $\delta_{n,g}$ daha sonra bu gurpların içinde yer alan kullanıcılar arasında $w_{n,k}$ tahsis edilmiştir. Karmaşası düşük olarak tanımlanan algoritma üç aşamalı bir algoritmadır. İlk aşamada alt kanallar çoklu yayın gurpları arasında dağılır. İkinci aşamada çoklu yayın veri hızını artırmak için döngüsel bir yöntem izlenir. Son aşamada ise artık güç hesaplanır ve alt kanallara fazladan bit yüklenir.

Önerilen ISBM¹ Algoritması

1. Tüm n ve k için eşit güç tahsisi yapıldığını varsayarak $b_{n,k}$ değerlerini hesapla. a^{max} değeri oluştur ve sıfıra eşitle.
2. $m = 1$ 'den $m = M$ 'ye kadar tüm değerler için 3'den 8'e kadar olan tüm basamakları uygula.
3. Her n ve g değeri için $\delta_{n,g} = 0$ yap. Tüm n, k değerleri için $w_{n,k} = 0$ ve her n

¹Iterative Subchannel and Bit Allocation for Multigroup Multicast

için $c_n = C^m$ olarak belirle.

4. $n = 1$ 'den $n = N$ 'ye kadar tüm değerler için 5'den 7'e kadar olan tüm basamakları uygula.
5. En küçük veri hızına sahip g^* grubunu bul ($g^* = \arg \min_g (R^g / R^{g,T})$)
6. Bu gruba n alt kanalını ata ve grup içinde yer alan kullanıcılardan $b_{n,k} \geq C^m$ şartını sağlayan kullanıcılara bu alt kanalı ata.
7. 6.2 kullanarak R^{g^*} 'u güncelleştir.
8. 6.1 kullanarak α 'yı hesapla eğer $\alpha > \alpha^{max}$ ise $C^{best} = C^m$
9. Tüm n için $c_n = C^{best}$ olarak ayarla ve satır 2-8 arasını tekrarla.
10. Eğer bir gelişme varsa $n = 1$ 'den $n = N$ 'ye kadar tüm n değerleri için aşağıdaki basamakları uygula
11. n 'nin ait olduğu grubu bul ve bu grup içerisinde en düşük veri hızına sahip k^* kullanıcıyı bul.
12. $C^m < b_{n,k}$ değerlerini sağlayacak şekilde $C^{max} = \max_{C^1, \dots, C^M}$ değerini bul.
13. $maxveri = R^{g^*}$ olarak ayarla
14. Tüm $C^m \leq C^{max}$ değerini sağlayan kullanıcılar için basamaklarını uygula
15. $w'_{n,k} = w_{n,k}$ olacak şekilde ayarla
16. $w'_{n,k} = Ib_{n,k} \geq C^m, \forall k \in$ olacak şekilde ayarla
17. Eğer $\min_{k \in S^g} \sum_{n=1}^N c_n w'_{n,k} \delta_{n,g} \geq maxveri$ ise $C^{best} = C^m$ olarak ayarla $w_{n,k}$ 'yi S^{g^*} deki tüm k 'lere ve $c_n = C^{best}$ 'e göre güncelleştir. en küçük $R^{g,T} / R^g$ değerine sahip g^{min} grubunu bul satırlarını tekrarla.
18. artık gücü eklemek için bölüm 4.1 de kullanılan RPA algoritması kullanılır.

6.1.1. Tek çoklu yayın grupları

Literatürde grup sayısının sadece bir olduğu basit algoritmalar üzerinde durulmuştur.

1. **SAAU-EP+RPA**: Bu algoritma [4] çalışmasında sunuldu ve açıklaması önceki bölümde bulunabilir.

2. Least Subchannel Gain Allocation (**LSGA**): **LSGA** bütün altkanalları bütün kullanıcılara verir (yani $w_{n,k} = 1, \forall n, k$), o nedenle her altkanaldaki veri hızı en kötü kullanıcı tarafından belirlenir, basit ama oldukça başarısız bir algoritmadır. Bunun üzerine **RPA** uygulanarak artık güç kullanılabilir ve başarımları artırılabilir.
3. **Minsum** [2]: Bu algoritma kullanıcıların toplam veri hızını enbüyüklemeyi amaçlar. Bu nedenle sistem çoğa gönderim veri hızı açısından başarısızdır.
4. Equal Bit Algorithm (**Equalc**): Burada her alt kanalın eş bit sayısı ile iletim yaptığı varsayılır ($c = c_1 = c_2 \dots = c_N$). Bir kullanıcı için $b_{n,k} > c$ ise $w_{n,k} = 1$ olur. $\{C^1, C^2, \dots, C^M\}$ kümesinin bütün elemanlarını deneriz ve en iyisini buluruz. Bunun üzerine **RPA** uygulanabilir.

Eşit Bit Algoritması:

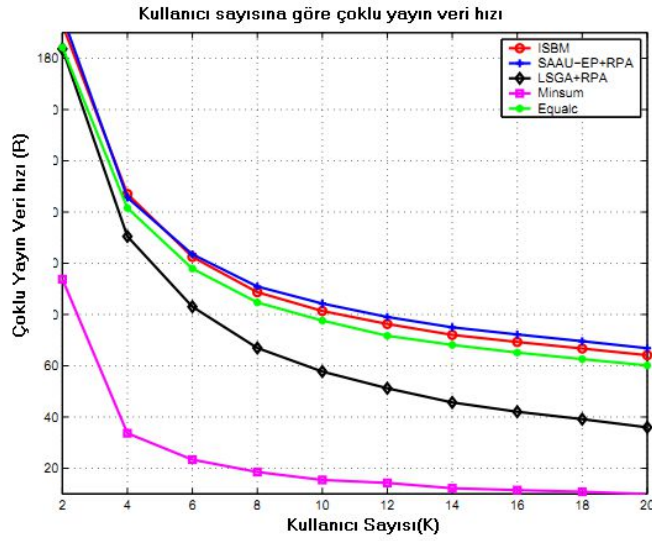
1. $R^{max} = 0$ ve $C^{best} = 0$ olarak ayarla
2. 1'den M'ye kadar olan tüm m sayıları için 3-4 basamakları uygula
3. $c_n = C^m$ olsun $w_{n,k} = Ib_{n,k} \geq C^m$
4. 6.2 kullanarak R 'yi hesapla. Eğer $R > R^{max}$ ise $R^{max} = R$ ve $C^{best} = C^m$
5. $c_n = C^{best}$ olarak ayarla ve $w_{n,k} = Ib_{n,k} \geq C^m$
6. 6.2 kullanarak R 'yi hesapla.
7. RPA algoritmasıyla artık güç ile bit tahsisi gerçekleştir.

6.1.2. Benzetim Sonuçları

Tanımlanan algoritmalar için benzetim sonuçları Şekil 6.1.'de gösterilmiştir. Kullanıcılar 1 yarıçaplı daire içine rasgele dağıtılmışlardır. Gürültü gücü 1 W'dır. Yol kaybı katsayısı 4 olan frekans seçici bir kanal varsayılmıştır, Bu sistemde kullanılan modülasyon yöntemi M-dizili QAM dir. İstenen bit sayısına karşılık gelen alıcıdaki güç $f(c_n, BER) = \frac{N_0}{3} [Q^{-1}(BER/4)]^2 (2^{c_n} - 1)$ formülüne göre bulunur². Alt kanal sayısı 128, grup sayısı 1 ve güç kısıtı P^T 1000 ve BER değeri 10^{-6} alınmıştır. Altkanallardaki bit sayıları $C = \{0.53, 0.79, 1.58, 3.17, 4.75, 6.34, 9.50, 12.67, 14.26, 15.84\}$ kümesinden seçilir.

² $Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty e^{-t^2/2} dt$

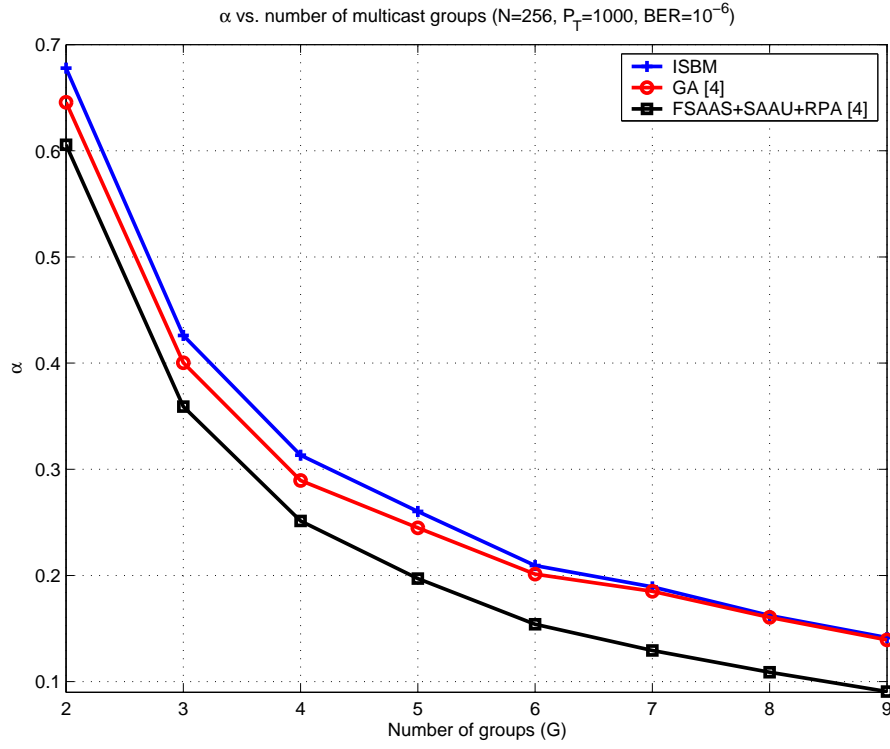
Şekil 6.1.'de tek bir çoğa gönderim grubu için benzetim sonuçları görülmektedir. Sonuçlardan, önerdiğimiz **ISBM**'nin neredeyse **SAAU-EP+RPA** [4] ile aynı başarımda olduğu görülüyor. Algoritmamızın avantajı ise neredeyse 3 kat daha az çalışma süresi olmasıdır(bunu ölçebilmek için iki algoritma da mümkün olduğu kadar verimli kodlanmaya çalışılmıştır.) **Equalc** algoritmasının da neredeyse bu iki algoritma kadar iyi olduğu görülmüştür, ki bu algoritmanın çalışma süresi **ISBM** ve **SAAU-EP+RPA**'ye göre çok daha azdır. **LSGA+RPA** ve **MinSum** algoritmaları ise çok daha kötü başarıma sahiptirler.



Şekil 6.1.: $G = 1$ (Tek grup), $N = 128$, $P^T = 1000$ ve $BER = 10^{-6}$ için farklı algoritmaların çoklu yayın veri hızına göre benzetim sonuçları

Şekil 6.2. birden fazla çoğa gönderim grubu içeren durumda başarımları göstermektedir. Grup sayısı 2den 9a kadar artmaktadır. Grupların veri hızı hedefleri 50 ve 150 bit arasında değişmektedir. Her kullanıcı bir grubun 1/2 ihtimalle üyesi olabilir. **ISBM** (önerilen algoritma), **GA** [4] ve **FSAAS+SAAU+RPA** [4] algoritmalarını karşılaştırdık. Son algoritma karşılaştırma amaçlıdır ve her grup kendi hedef veri hızı ile orantılı sayıda altkanal alır ($\frac{R^{T,g}}{\sum_{g=1}^G R^{T,g}}$) ve bunun üzerine her grup için **SAAU-EP** ve **RPA** uygulanır. Yüksek sayıda grup olduğunda **ISBM** **FSAAS+SAAU+RPA** algoritmasına göre %50 daha iyidir. **GA** ise **ISBM**'ye daha yakındır ama 3-4 kat daha

uzun sürede çalışır.



Şekil 6.2.: α vs. çoğa gönderim grup sayısı. Önerilen algoritma GA'ya [4] göre hem daha az karmaşık, hem de daha başarılıdır

BÖLÜM 7

7. Sonuçlar ve Yorumlar

Bu çalışmada genişbant hücresele erişim sistemlerindeki çok kanallı iletimde kaynak tahsisi problemi üzerinde durduk. Tez iki bölüme ayrılabilir. İlk bölümde kullanıcılardan baz istasyonuna, ikinci bölümde ise bir baz istasyonundan çok sayıda kullanıcıya olan iletim ele alındı. Birinci kısımda her kullanıcının farklı bir veri gönderdiği, ikinci kısımda ise bir gruptaki kullanıcıların aynı veriyi aldıkları sistem incelendi. İlk kısımda Tek Taşıyıcı Frekans Bölmeli Çoklu Erişim (TT/FBÇE) sisteminde kanal tahsisi problemi için karmaşıklığı çok olmayan ama literatürdeki benzerlerine göre daha iyi başarımlar sağlamaktadır. Elastik olmayan trafik kullanıcılarının veri hızı kısıtları sağlandıktan sonra elastik olmayan trafik kullanıcılarına daha fazla kaynak ayrılabilir.

İkinci kısımda ise çoğa gönderim gruplarından oluşan kullanıcılara bir baz istasyonundan veri aktarılan bir sistemi ele aldık. Burada alt kanalları gruplar arasında paylaşmak ve her altkanala yüklenecek bit sayısını belirlemek için literatürdekilerden daha kötü başarımlar olmayan ama daha hızlı çalışan bir algoritma öne sürdük.

Önümüzdeki dönemde bu tezdeki çalışmalar çeşitli yönlerde geliştirilebilir. TT/FBÇE açısından bakarsak bu çalışmayı röleli sistemler için genişletmek mümkündür. Bunun yanında bu kiplenme tekniğinin daha gerçekçi fiziksel katman simülasyonlarını yapıp gerçekten OFDM'e göre avantaj sağlayıp sağlamadığını görmek faydalı olabilir. Zira , bu tekniğin aslında çok büyük faydalar sağlamadığına yönelik iddialar vardır.

Çoğa gönderim ile ilgili çalışmamız ise yine röleli sistemler için veya çok sayıda baz istasyonundan yapılan koordineli iletim için genişletilebilir. Her altkanalda kaç bit iletileceğinin yanısıra, hangi altkanalı hangi ileticinin kullanacağı veya baz ve rölelerde güç tahsislerinin nasıl yapılacağı problemleri ilginç ve bir o kadar da zor problemlerdir.

KAYNAKLAR

- [1] Tao Jiang; Weidong Xiang; Hsiao-Hwa Chen; Qiang Ni; , "Multicast Broadcast Services Support in OFDMA-Based WiMAX Systems [Advances in Mobile Multimedia]," Communications Magazine, IEEE , vol.45, no.8, pp.78-86, August 2007
- [2] C. Suh, J. Mo "Resource Allocation for Multicast Services in Multicarrier Wireless Communications " IEEE Trans. on Wireless Com., Vol. 7, No. 1, Jan. 08
- [3] J. Wolf, A. Wyner and J. Ziv,"source coding for multiple descriptions"
- [4] K. Bakanoglu, W. Minquan, L. Hang, M. Saurabh"Adaptive Resource Allocation in Multicast OFDMA Systems" WCNC 10
- [5] Jin Jin; Baochun Li; , "Cooperative multicast scheduling with random network coding in WiMAX," Quality of Service, 2009. IWQoS. 17th International Workshop on , vol., no., pp.1-9, 13-15 July 2009
- [6] Juan Liu; Wei Chen; Zhigang Cao; Letaief, K.B.; , "Dynamic Power and Sub-Carrier Allocation for OFDMA-Based Wireless Multicast Systems," Communications, 2008. ICC '08. IEEE International Conference on , vol., no., pp.2607-2611, 19-23 May 2008
- [7] Yao Ma; Letaief, K.; Zhengdao Wang; Murch, R.; Zhiqiang Wu; , "Multiple Description Coding-Based Optimal Resource Allocation for OFDMA Multicast Service," GLOBECOM 2010, 2010 IEEE Global Telecommunications Conference , vol., no., pp.1-5, 6-10 Dec. 2010
- [8] J. Campello, "Discrete Bit Loading for Multicarrier Modulation Systems", Ph. D dissertations, Stanford, 1997.
- [9] Y. Wang; S. Jain; M. Martonosi; K. Fall, "Eerasure-Coding Based Routing for Opportunistic Networks", SigComm 2005, pp. 229-236, 22-26 Aug 2005
- [10] R.J. Serfling, "Approximation Theorems of Mathematical Statistics", Wiley Series in Probability and Statistics, 1980
- [11]
- [12] I. Wong,O. Oteri and W. McCoy, "Optimal Resource Allocation in Uplink SC-FDMA Systems" IEEE Trans. on Wireless Com.,VOL 8, NO. 5, May 2009
- [13] Hyung G. Muyung and David J. Goodman "Single Carrier FDMA, A New Air Interface for Long Term Evolution" Wiley Series on Wireless Communications and Mobile Computing 2008.

- [14] T. Shi "Capacity of a single carrier system with frequency domain equalization"IEEE CASSET'04,vol 2,pp 439-432, june 2004
- [15] 3GPP R1-050718 "Simulation methodology for EUTRA UL:IFDMA and DFT spread ODFMA " Sep. 2005
- [16] Fang Liu, Xiaoming She, Lan Chen, Hiroyuki Otsuka "Improved Recursive Maximum Expansion Scheduling Algorithms for Uplink Single Carrier FDMA System"
- [17] L. Ruiz de Temino et al "Channel-aware scheduling algorithms for SC-FDMA in LTE uplink" IEEE 19th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, Sept. 2008