

**ORANSIZ KODLAR KULLANILAN KABLOSUZ AĐLARDA YOL
ATAMA**

AHMET CİHAT KAZEZ

**YÜKSEK LİSANS TEZİ
ELEKTRİK VE ELEKTRONİK MÜHENDİSLİĐİ ANABİLİM DALI**

**TOBB EKONOMİ VE TEKNOLOJİ ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ**

ARALIK 2013

ANKARA

Fen Bilimleri Enstitü onayı

Prof. Dr. Necip CAMUŐCU
Müdü

Bu tezin Yüksek Lisans derecesinin tüm gereksinimlerini sağladığımı onaylarım.

Prof. Dr. Murat ALANYALI
Anabilim Dalı Başkanı

AHMET CİHAT KAZEZ tarafından hazırlanan ORANSIZ KODLAR KULLANILAN KABLOSUZ AĞLARDA YOL ATAMA adlı bu tezin Yüksek Lisans tezi olarak uygun olduğunu onaylarım.

Doç. Dr. Tolga GİRİCİ
Tez Danışmanı

Tez Jüri Üyeleri

Başkan : Doç. Dr. Bülent TAVLI

Üye : Doç. Dr. Tolga GİRİCİ

Üye : Doç. Dr. Kemal BIÇAKCI

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.

Ahmet Cihat KAZEZ

Üniversitesi : TOBB Ekonomi ve Teknoloji Üniversitesi
Enstitüsü : Fen Bilimleri
Anabilim Dalı : Elektrik ve Elektronik Mühendisliği Anabilim Dalı
Tez Danışmanı : Doç. Dr. Tolga GİRİCİ
Tez Türü ve Tarihi : Yüksek Lisans – Aralık 2013

Ahmet Cihat KAZEZ

ORANSIZ KODLAR KULLANILAN KABLOSUZ AĞLARDA YOL ATAMA

ÖZET

Gelişen teknoloji ile birlikte mobil cihazlarda talep edilen veri akış hızının sürekli olarak artması ve arzı karşılamak için kullanılan tekniklerin sınırlı enerjiye sahip cihazların kullanım sürelerini doğrudan etkilemesinden dolayı kullanılan iletişim tekniklerinin enerji verimli olması son derece önem arz etmektedir. Enerji tüketimi konusunda verimli bir haberleşme ortamı yaratırken sistemin performansını da kullanıcıları tatmin edici seviyelerde tutmak gerekmektedir. Bu amaçla kullanılan tekniklerin karmaşıklık seviyelerinin asgari düzeyde tutulması gerçek zamanlı uygulamaların uygulanabilirliğini arttırmaktadır. Bu bağlamda, enerji verimliliği ve sistem performansı üzerine yapılan eniyileme tabanlı çalışmalar son zamanlarda bir hayli ivme kazanmıştır.

Bu çalışmada, oransız kodlar kullanılan kablosuz ağlarda; yol atama, kullanıcılar arası eşleşme ve Dikgen Frekans Bölmeli Çoklu Erişim (DFBÇE) tabanlı çoğa gönderim problemleri ele alınmaktadır. Oluşturulan en iyileme problemlerinin en iyi çözümleri MATLAB ve GAMS gibi çeşitli yazılım tabanlı araçlar kullanılarak bulunup bu çözümlere kıyasla daha az karmaşıklığa sahip ve enerji verimli algoritmalar önerilmiştir. Yapılan benzetimlerle, önerilen algoritmaların en iyi çözüme oldukça yakın başarıma sahip oldukları gösterilmiştir.

Anahtar Kelimeler: Kullanıcı İşbirliği, Oransız Kodlar, Ortak Bilgi Birikimi, Enerji Verimliliği, Yol Atama, Eşleşme, DFBÇE, Çoğa Gönderim.

University : **TOBB University of Economics and Technology**
Institute : **Institute of Natural and Applied Sciences**
Science Programme : **Electrical and Electronics Engineering**
Supervisor : **Assoc. Prof. Tolga GİRİCİ**
Degree Awarded and Date : **M.Sc. – December 2013**

Ahmet Cihat KAZEZ

**ROUTING IN WIRELESS NETWORKS USING RATELESS
CODES**

ABSTRACT

With the developing technology, energy efficient communication techniques become more of an issue due to continually increase on the requested data flow rate from mobile devices and techniques used to meet demand directly affect the use life of limited energy mobile devices. While creating an energy efficient communication medium, performance of system must be kept in satisfactory levels. Techniques used for this purpose should be kept in minimum levels of complexity to increase the applicability of real-time applications. In this context, optimization based works on energy efficiency and system performance has gained a great momentum recently.

In this study; routing, matching between users and Orthogonal Frequency Division Multiple Access (OFDMA) based multicast problems are considered in wireless networks that rateless codes are using. The optimum solutions of generated optimization problems have been found by using various software based tools such as MATLAB and GAMS, and as compared to these solutions less complex and energy efficient algorithms have been suggested. By the simulations been done, near optimal performance of the proposed algorithms have been shown.

Keywords: User Cooperation, Rateless Codes, Mutual Information Accumulation, Energy Efficiency, Routing, Matching, OFDMA, Multicast.

TEŐEKKÜR

Bu alıřmada emeđi geen; bařta tez danıřmanım Do. Dr. Tolga GİRİCİ'ye, bu srete bana desteklerini esirgemeyen ‘Geniř’ aileme, laboratuvarıda geen gzel gnlere katkıda bulunan Z-11 sakinlerine sonsuz teőkrler... İyi ki varsınız!

İÇİNDEKİLER

1	GİRİŞ	1
1.1	ORANSIZ KODLAR	1
1.1.1	Raptor Kodlar	2
1.1.2	Rastgele Doğrusal Fountain Kodlar	3
1.2	KABLOSUZ AĞLARDA ORANSIZ KODLARIN KULLANIMI .	5
1.2.1	Günümüzdeki Kullanımı	5
1.2.2	Röleli Sistemler	5
1.2.3	Ortak Bilgi Birikimi	6
1.2.4	Çok Atlamalı Telsiz Ağlar	7
1.2.5	DFBÇ Tabanlı Ağlar	7
1.3	TEZİN İÇERİĞİ ve KATKILARI	9
2	ORTAK BİLGİ BİRİKİMİ İLE ENERJİ VERİMLİ YOL ATAMA	11
2.1	GİRİŞ	12
2.2	SİSTEM MODELİ	13
2.3	SABİT BİR YOL VE ÇİZELGELEME İÇİN MİNİMUM EN- ERJİLİ İLETİM	16
2.3.1	Çözüm	16
2.3.2	Block Coordinate Descent Algoritması	17

2.4	EN İYİ YOL ATAMA	19
2.5	EN İYİYE YAKIN YOL ATAMA	20
2.5.1	Algoritmanın Dağıtık Gerçeklenmesi	21
2.6	BENZETİM SONUÇLARI	21
2.7	SONUÇLAR	24
3	EŞLEŞME PROBLEMİ	27
3.1	ÖZET	27
3.2	GİRİŞ	27
3.3	SİSTEM MODELİ	29
3.3.1	Oransız Kodlar ve İşbirliği	29
3.4	PROBLEM FORMÜLASYONU	30
3.5	EN İYİ KULLANICI EŞLEŞMESİ	33
3.6	ÖNERİLEN AÇGÖZLÜ ALGORİTMA	34
3.7	BENZETİM SONUÇLARI	35
3.8	SONUÇLAR	37
4	BİRDEN FAZDA BAZ İSTASYONU İLE DFBÇE TABANLI ÇOĞA GÖNDERİM	38
4.1	GİRİŞ	38
4.2	SİSTEM MODELİ ve PROBLEM FORMÜLASYONU	40
4.3	ÖNERİLEN ALGORİTMA	43

4.4	DENEKTAŞI ALGORİTMALAR	47
4.5	BENZETİM SONUÇLARI	49
4.6	SONUÇLAR	52
5	SONUÇLAR	55
5.1	Elde Edilen Kazanımlar ve Fikirler	55
5.2	Gelecekte Yapılabilecek Çalışmalar	56
	ÖZGEÇMİŞ	62

ŞEKİLLERİN LİSTESİ

1.1	Ortak Bilgi Birikimi Kavramı	6
1.2	DFBÇ Kipleyici Diyagramı	8
2.1	15 Dügümlü Bir Topoloji (İletim yolu düz çizgilerle gösterilmiştir. Her düğüm kesikli çizgilerle gösterilen linkleri de kullanarak ortak bilgi toplayabilmektedir.)	14
2.2	Örnek Bir İletim Zamanlaması (Zaman dilimlere bölünmüştür ve her zaman diliminde bir düğüm iletim yapmaktadır. Yol üzerindeki 1, 4, 9, 5 ve 12 numaralı düğümler sırasıyla 2, 4, 2, 1 ve 1 zaman dilimi kullanarak iletim yapmatadırlar. Uzun linklere daha fazla zaman dilimi ayrılmıştır.)	15
2.3	En İyi İletim Yolu	23
2.4	Önerilen Algoritmanın Belirlediği İletim Yolu	25
2.5	10 Dügümlü Bir Ağ İçin Enerji Tüketimi Karşılaştırması	26
3.1	Örnek Topoloji ve Dügüm Eşleşmeleri	30
3.2	N=20 Kullanıcılı Bir Sistemde Her Kullanıcıya L=20 Paketin $T_{max}=35$ ve 45 Ortalama Zaman Dilimi Kısıtıyla Gönderimi	36
3.3	N=20 ve 30 Kullanıcılı Sistemlerde Her Kullanıcıya L=20 Paketin $T_{max}=50$ Ortalama Zaman Dilimi Kısıtıyla Gönderimi	37

4.1	2 Numaralı baz istasyonu alt kanal 1'den 1.5 bps/Hz hızı ile, düğüm 3 ve 4'e iletim yapmaktadır. 2 Numaralı baz istasyonu aynı zamanda alt kanal 4'ten 1bps/Hz hızı ile 3,4 ve 5 numaralı düğümlere iletim yapmaktadır. 4 Numaralı baz istasyonu alt kanal 2'den 1.5 bps/Hz hız ile 1,2 ve 5 numaralı düğümlere iletim yapmaktadır. 4 Numaralı baz istasyonu aynı zamanda alt kanal 3 ten 1 bps/Hz hızı ile 1,2 ve 5 numaralı düğümlere iletim yapmaktadır. 5 numaralı alt kanal kullanılmamaktadır.	41
4.2	Çoğa Gönderim Hızının Başarımının En İyi Çözümüne Göre Kümülatif Dağılımı ($K = 20, N = 100, S = 4, P_T = 40$ W)	51
4.3	Çoğa Gönderim Hızının Başarımının En İyi Çözümüne Göre Kümülatif Dağılımı ($K = 30, N = 100, S = 4, P_T = 40$ W)	52
4.4	Çoğa Gönderim Hızının Başarımının En İyi Çözümüne Göre Kümülatif Dağılımı ($K = 40, N = 100, S = 4, P_T = 40$ W)	53

TABLolarIN LİSTESİ

0.1 Sembol Listesi	xiii
1.1 Fountain Kodların Karşılaştırılması [1]	2
2.1 10 Dügümlü Bir Ağ ve 10 Zaman Dilimi İçin En İyiyeye Yakın ve En İyi Algoritmaların Başarımları	24
4.1 Kipleme ve Kodlama Teknikleri, Spektral Verimlilikler ve SGO Eşik Değerleri	50
4.2 Farklı Kullanıcı Sayıları İçin Ortalama Çoğa Gönderim Hızları(Mbps): $N = 100, S = 4, P_T = 40$ W	54

Sembol Listesi

Değişken	Açıklaması	İlgili Kısım
T_n	n düğümünün iletim süresi	2
P_n	n düğümünün iletim gücü	2
I_{max}	Gerekli ortak bilgi miktarı	2
$g_{i,j}$	i ve j düğümleri arasındaki toplam kanal zayıflaması	2
$g_{i,j}$	i ve j düğümleri arasındaki sabit yol kaybı	3
$d_{i,j}$	i ve j düğümleri arasındaki metre cinsinden mesafe	3
$h_{i,j}$	i ve j düğümleri arasındaki Rayleigh sönümlemesi	3
$p_{i,j}$	i ve j düğümleri arasındaki başarı ihtimali	3
T_{max}	1. ve 2. aşamadaki toplam iletim süresi	3
\mathcal{N}	Eşleşmemiş düğümler kümesi	3
\mathcal{S}	Eşleşmiş veya tekli alıcılar kümesi	3
\mathcal{E}	Bütün düğüm eşleşmelerinin kümesi	3
S	Baz istasyonu sayısı	4
K	Kullanıcı sayısı	4
N	Alt kanal sayısı	4
\mathcal{C}	Alt kanalların muhtemel iletim hızlarını içeren ayrık küme	4
$h_{n,s,k}$	Baz istasyonu s , kullanıcı k ve alt kanal n arasındaki kanal kazancı	4
$b_{k,n,s}$	s baz istasyonundan, k kullancısına n alt kanalı kullanılarak P_T/N iletim gücü ile iletilen bit sayısı	4
$N_0 W_{sub}$	Alt kanalların maruz kaldığı AWGN gürültünün güç spektral yoğunluğu	4
$x_{n,k}^{s,m}$	Karar değişkeni	4
$R_{n,k}^{s,m}(i)$	i kullanıcısı için hız matrisi	4
$P_{n,k}^{s,m}$	Güç matrisi	4
$\Pi_k^{n,s}$	s baz istasyonundan n kanalıdan iletim yapan en iyi k kullanıcının kümesi	4

Çizelge 0.1: Sembol Listesi

1. GİRİŞ

1.1 ORANSIZ KODLAR

Kablosuz iletim ortamı, kanal durumu göz önüne alındığında kablolu iletim ortamına kıyasla daha değişken bir yapıya sahiptir. Bu değişkenliğe neden olarak; coğrafi & yapısal etkiler, kullanıcıların hareketli olması ve hava şartları gösterilebilir.

Kablosuz iletim ortamında hata oranını asgari seviyede tutmak için güncel kanal durum bilgisinin kaynak tarafından bilinmesi gerekmektedir. Bu bilgilerin geri bildirim (ACK ve NACK) yapılırken, özellikle kanal durumu hızlı değişen hareketli kullanıcıları olan ve çoğa gönderim yapan ağlarda [1], gönderilen mesajlar sistem üzerinde kayda değer miktarda yük oluşturmaktadır. Bu yüzden böyle bir geri bildirim mekanizmasının kullanılması mümkün olmamaktadır.

Geri bildirim mekanizmasının kullanılmadığı durumlarda, sinyal gürültü oranı (SGO) belirli bir eşik değerinin altına düşerse veri iletimi yapılamamaktadır ve kesinti oluşmaktadır [2]. Bu tarz bir iletim mekanizmasının olduğu kanallar literatürde *silinti kanallar* olarak adlandırılmaktadır. Kesinti olasılığını asgari seviyede tutmakta zamansal çeşitlilik sağlamak ile mümkün olmaktadır. Buda *oransız kodlar*'ın kullanımı ile gerçekleştirilebilmektedir.

Oransız kodlar, silinti kanallar üzerinden iletim yapmak için geliştirilmiş, uygulama katmanı rastgele doğrusal kodlardır [3]. Oransız kodlarda, kaynaktan bulunan K adet veri paketinden belirli sayıda rastgele seçilen paketlere XOR işlemi uygulandıktan sonra gönderim yapılmaktadır. Alıcı N adet paketi biriktirdikten sonra iletilen veriyi başarılı bir biçimde çözebilmektedir. Genel olarak N değeri K 'ya eşit veya biraz daha büyüktür ($N = K + \epsilon$). K/N ifadesi *kod oranı* diye nitelendirilmektedir, iletim süresince sabit bir değer olmadığından dolayı oransız

kodlar diye isimlendirilmektedirler. Çalışmanın ilerleyen kısımlarında bu temel bilgilerden tekrar bahsedilmektedir.

Fountain kodların performansları üç ölçüt üzerinden değerlendirilebilir.

1) Karmaşıklık

- Kodlama ve kod çözme karmaşıklığıdır.
- Her paketin karmaşıklığının $O(1)$ olması en uygundur.

2) Ek Yük (ϵ)

- Orjinal sembolün uzunluğu n , kodlanmış sembolün uzunluğu k ise

$$\epsilon = (n - k)/k$$

- Ek Yükün 0 olması en uygundur.

3) Alan

- Kodlama ve kod çözümü için gerekli bellek miktarıdır. Alıcı ve vericide farklı değerler alabilir, büyük olan değer minimize edilmesi gerekmektedir.

- Her paket için $O(1)$ olması en uygundur.

Çizelge 1.1: Fountain Kodların Karşılaştırılması [1]

	Tornado	Luby Transform	Raptor
Oransız	Hayır	Evet	Evet
Ek Yük	ϵ	$\epsilon \rightarrow 0$	$\epsilon \rightarrow 0$
Sembol Başına Kodlama Karmaşıklığı	$O(\epsilon \ln(1/\epsilon))$	$O(\ln(k))$	$O(1)$
Sembol Başına Kod Çözme Karmaşıklığı	$O(\epsilon \ln(1/\epsilon))$	$O(\ln(k))$	$O(1)$

1.1.1 Raptor Kodlar

1.1.1.1 Kodlama Mekanizması

Raptor kodları kullanılan sistemlerde kodlama teknikleri bazı farklılıklar içerebilmektedir fakat genel olarak aşağıdaki adımlar izlenmektedir.

- 1) Düğüm derece dağılımı olarak tanımlanan $P(x)$ 'ten rastgele olarak kodlamanın derecesi seçilir ve d ile ifade edilir.

- 2) Semboller kümesinden birbirinden farklı d adet sembol seçilir. Seçilen semboller kodlanan sembolün komşuları olarak ifade edilir.
- 3) Kodlanan sembol ve komşuları arasında XOR işlemi uygulanır [1]. Bu işlem sonrasında kodlanmış sembol ortaya çıkar.

1.1.1.2 Kod Çözüm Mekanizması

Kod çözüm mekanizmasında da kodlama da olduğu gibi nüanslar olabilmektedir. Alıcıya sembollerin komşularını belirten rastgele sayı üretici gönderilmesi veya komşu listelerinin doğrudan iletilmesi bu farklılıklardan bazılarıdır [1]. Sembollerin komşu listesinin alıcıya gönderildiği durumlarda izlenen yol aşağıdaki gibidir.

- 1) Derecesi bir olan semboller, yani komşusu olmayanlar, karşılık gelen değerlere atanır.
- 2) 0 veya 1 değerlerinden birini alan sembol ile XOR işlemi uygulanan ve derecesi iki olan sembollerin kod çözümü yapılır.
- 3) Bu işlemler tekrarlamalı bir şekilde devam eder.

Yukarıdaki adımların sağlıklı bir biçimde tekrar etmesi için her döngüde derecesi bir olan sembol bulunması gerekmektedir. Aksi takdirde kod çözümü başarılı olamaz.

1.1.2 Rastgele Doğrusal Fountain Kodlar

1.1.2.1 Kodlama Mekanizması

Rastgele Doğrusal Fountain Kodlar (RLFC) kullanılan sistemlerde kaynak düğümünde K adet bit (s_1, s_2, \dots, s_K) içeren paketler bulunmaktadır. Her saat döngüsünde (n) , kaynak düğümü K satırı olan rastgele bir G matrisi oluşturup gönderilecek paketi (1.1)'deki gibi oluşturmaktadır [4].

$$S = [S_1 \ S_2 \ \dots \ S_K]$$

$$G = \begin{bmatrix} G(1,1) & G(1,2) & \dots \\ G(2,1) & G(2,2) & \dots \\ \dots & \dots & \dots \\ G(K,1) & G(K,2) & \dots \end{bmatrix}$$

$$t_n = \sum_{k=1}^K S_k G_{kn} \quad (1.1)$$

(1.1)'deki çarpım işlemi bit bazında olup daha sonra iki tabanında toplama işlemi gerçekleştirilmektedir. Daha sonra oluşturulan t_n veri paketlerinin silinti kanallar üzerinden iletimi yapılır. Kanal durumuna göre bu paketlerin tamamı kullanıcılar tarafından alınmaz. Fakat belirli sayıda paket biriktirmenin iletilen veriyi çözmek için yeterli olacağını daha önceki kısımlarda belirtmiştik.

1.1.2.2 Kod Çözüm Mekanizması

İletilen K adet paketin N tanesinin başarı ile alındığını varsayalım. Kod çözümünün yapılabilmesi için bazı şartların sağlanmış olması gerekmektedir. Bunlardan en yaygın olanı, alıcıda da kodlamayı yapan kaynak düğümünün G matrisini oluştururken kullandığı rastgele sayı üreticinin olduğu durumdur. $N < K$ olduğu durumlarda yeterli sayıda paket alınmadığı için kod çözümü yapılamaz. $N = K$ olduğu durumlarda eğer G matrisi tersi alınabilir bir matris ise (1.2)'deki eşitlik üzerinden Gauss elemesi yapılarak kod çözümü yapılabilir. $N > K$ olduğu durumlarda ise G matrisinin içerisinde tersi alınabilecek $K \times K$ boyutlu bir matris bulunup kod çözümü gerçekleştirilebilir.

$$S_k = \sum_{n=1}^N t_n G_{kn}^{-1} \quad (1.2)$$

1.2 KABLOSUZ AĞLARDA ORANSIZ KODLARIN KULLANIMI

1.2.1 Günümüzdeki Kullanımı

Günümüzde oransız kodların kullanıldığı birçok uygulama mevcuttur. İnternette eş zamanlı olmayan veri indirilmesi, kablosuz sensör ağları üzerinde iletişim, birebir iletim (peer to peer), uydu haberleşmesi ve “Sayısal Video Yayını-Uydu” (DVB-S) bu uygulamalardan bazılarıdır [3].

1.2.2 Röleli Sistemler

Kablosuz ağlarda kullanılan röleler, oluşturulan ağın kapsama alanının genişlemesi ve veri iletim hızının artırılması hususunda önemli bir yere sahiptir. Fakat kullanılan röle sayısının artması oluşan topolojinin daha karmaşık bir hal almasına neden olduğundan dolayı uygulamaya geçildiğinde hesaplama ve koordinasyon zorluklarına yol açmaktadır.

Baz istasyonunun doğrudan kullanıcı ile haberleşmesine ek olarak iletilen veriyi kendi üzerinden ileterek veri akışına yardımcı olan rölelerin kullanım amacına uygun olarak bazı işlevsellikleri mevcuttur. Bu işlevselliklerden en yaygın olarak kullanılanları;

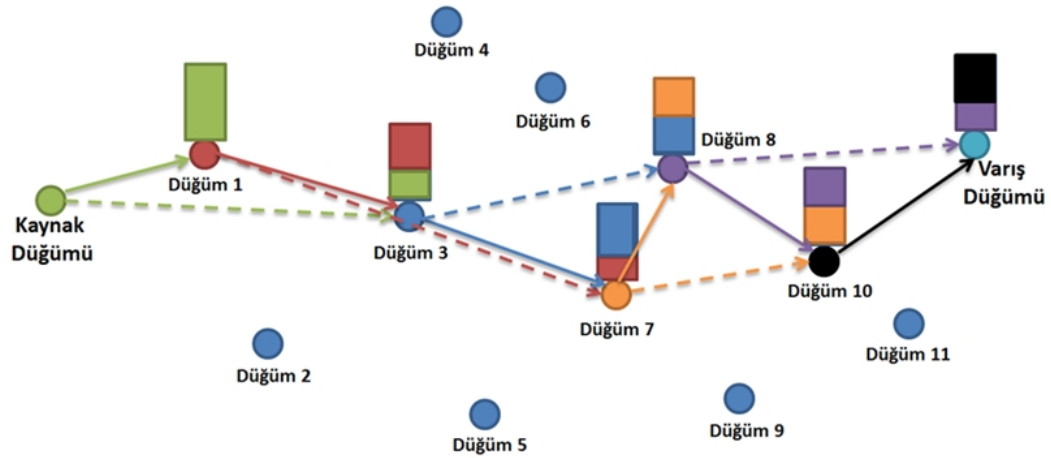
- **Çöz ve İlet** (Decode and Forward): İletilen verinin röle tarafından kod çözümünün yapıp gereksiz olan verilerin çıkarılarak iletim yapılmasıdır. Kapasitenin artırılması amaçlandığı durumlarda kullanılır.
- **Sıkıştır ve İlet** (Compress and Forward): Yönlendirme yolu üzerinde bulunan rölenin iletilen veri bloğunu tekrar nicemleyerek daha küçük bir hale getirip iletmeye temeline dayanmaktadır. Bu yöntem de kapasitenin artırılması amacı ile kullanılır.
- **Yükselt ve İlet** (Amplify and Forward): İletilen veri röle de güçlendirilerek iletim yapılır. Diğer iki yöntemle kıyasla işlem karmaşıklığı en az olandır bundan

dolay iletimde meydana gelecek gecikme daha azdır.

Tez kapsamında yapılan çalışmaların bir kısmı da röleli sistemleri içermektedir. İkinci kısım da, kaynaktan varış noktasına iletim yaparken topolojide bu iki nokta arasına yerleştirilen röleleri kullanarak en uygun yol atama problemini ele aldık. Üçüncü kısım da, tek kaynaklı birden fazla varış noktalı bir sistem ele aldık. Bu sistemimizde kullanıcılar arası eşleşmeleri bulurken oluşan eşleşmelerde iki alıcıdan birinin röle vazifesi gördüğünü varsaydık.

1.2.3 Ortak Bilgi Birikimi

Oransız kodlar; tek atlamalı ağlarda alıcının, çok atlamalı ağlarda ise düğümlerin (röleler) enerji yerine kodlanmış kod kelimeleri biriktirmesine olanak sağlamaktadır [5]. Bu sayede, iletim yolu üzerinde bulunan düğümler kendilerinden önce iletim yapan düğümlerin gönderdiği kodlanmış verileri biriktirebilmektedirler. Bu durum ağın enerji verimliliğine katkıda bulunmaktadır. Şekil 1.1’de her düğüm farklı bir renge sahiptir ve bu düğümlerin gönderdiği paketlerinde kendi renklerinde olduğu varsayılmıştır. Görüldüğü gibi, düğümler kendilerinden önce iletim yapan düğümlerin gönderdiği veri paketlerini biriktirebilmektedirler, görselliği sağlamak amacıyla bu sayı 2 düğüm ile sınırlandırılmıştır.



Şekil 1.1: Ortak Bilgi Birikimi Kavramı

1.2.4 Çok Atlamalı Telsiz Ağlar

Verinin kaynak düğümünden varış noktasına birden fazla atlama yaparak iletimine çok atlamalı iletim denir. Verinin atlama diye tabir edilen işlemi gerçekleştirdiği noktalar ağ içinde bulunan kullanıcılar olabiliği gibi sadece röle vazifesi gören cihazlarda olabilmektedir. Temel olarak benzer özelliklere sahip olan ve oransız kodların kullanılmasının son derece fayda sağladığı iki farklı çok atlamalı iletim uygulaması vardır. Bunlar;

- **Hareketli Tasarsız Ağlar (MANETs)**

Hareketli tasarsız ağlarda kullanıcıların sürekli olarak yer değiştirmesi ve bu durumun iletimin gerçekleştiği fiziksel ortamı değiştirmesi paket kayıplarına yol açmaktadır. Bunun yanı sıra giriş kısmında da belirttiğimiz üzere cihazların sınırlı bataryaya sahip olması ve paket kayıplarının önüne geçmek için kullanılan geri bildirim mekanizmaları ile yüksek güçle iletim yapılmasının önünü kesmektedir.

- **Çok Atlamalı Kablosuz Ağlar**

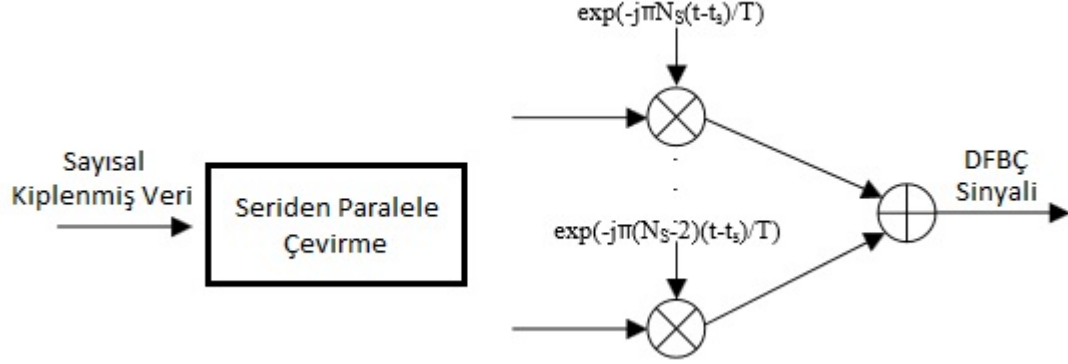
Yapılan atlamaların sayısı arttıkça paket kaybı ihtimali artmaktadır. Bununla birlikte enerji verimliliğini arttırmak için *ortak bilgi birikimi* kullanılması faydalı olmaktadır.

1.2.5 DFBC Tabanlı Ağlar

Dikgen Frekans Bölmeli Çoğullama (DFBC) geniş bantlı kablosuz iletişim sistemlerinde sıklıkla kullanılmaktadır. Özellikle, kablosuz lokal alan ağları (WLANs), kablosuz metropolitan alan ağları (WMANs), sayısal ses yayını ve sayısal görüntü yayını gibi bazı kablosuz iletişim sistemlerinde standart olarak kabul edilmiştir [6].

DFBC yüksek oranlı veri akışını düşük oranlı veri akışlarına bölerek alt kanallar üzerinden eşzamanlı olarak iletilmesi temeline dayanmaktadır. Bir DFBC sinyali münferit olarak faz kaydırmalı kiplenme (PSK) veya dördün genlik kiplenimi (QAM) uygulanarak kiplenmiş alt taşıyıcıların toplamına eşittir. N_s 'in alt taşıyıcı sayısı T 'nin sembol süresi ve f_c 'nin taşıyıcı frekansı olduğu durumda DFBC

sinyalinin oluřturulma iřlemi Őekil 1.2'deki gibidir.



Őekil 1.2: DFBÇ Kipleyci Diyagramı

1.2.5.1 Avantajları

- Sinyalleri üst üste bindirmek mümkün olduđu için bant geniřliđinin daha etkili kullanılmasını sađlar.
- Kanalı alt kanallara bölmesinden dolayı frekans seçici sönümlemeye karşı tek taşıyıcılı sistemlere kıyasla daha dayanıklıdır. Her alt kanalda düz sönümleme (flat fading) olur.
- DFBÇ sembolleri arasına konulan koruma bantları sayesinde semboller arası girişimin önüne geçilebilmektedir. [7].
- Örnekleme zamanındaki ofsetlere karşı dayanıklıdır.
- Alıcıda basit bir denkleřtirici yeterlidir.

1.2.5.2 Dezavantajları

- DFBÇ sinyalleri pek çok alt taşıyıcınının toplamı olduđundan dolayı ileticideki tepeden ortalamaya güç oranı (Peak to Average Power Ratio-PAPR) yüksektir. Buda sinyallerin bozulmasına neden olur [6]. Bunun önüne geçmek için uygun RF güç yükselticilerine ihtiyaç vardır.
- Ayrık Fourier Dönüřümü (DFT) kullanıldıđından dolayı bazı kayıplar olmaktadır buda DFBÇ tabanlı sistemleri taşıyıcı frekansındaki ofsetlere ve faz sapmalarına karşı tek taşıyıcılı sistemlere kıyasla daha hassas yapmaktadır.

- Taban bant bir sinyal iletim yapılmadan önce taşıyıcı frekansına çekilir (merkez frekansı f_0 olduğunu varsayalım). Daha sonra iletilen sinyal alıcıda taban banda çekilir. Alıcı ve verici cihazların taşıyıcı frekanslarının aynı olmadığı durumlarda, demodüle edilip taban banda indirgenen sinyalin merkez frekansında δ kadar bir kayma meydana gelir. Bu kaymanın sonucu olarak da taşıyıcılar arası girişim (ICI) meydana gelir.

1.3 TEZİN İÇERİĞİ ve KATKILARI

Bu tez çalışması, Türkiye Bilimsel ve Teknolojik Araştırma Kurumu'nun 3501 kodlu "Ulusal Genç Araştırmacı Kariyer Geliştirme Programı" kapsamında desteklenen ve yürütücülüğü tez danışmanı Doç. Dr. Tolga GİRİCİ tarafından yapılan "Oransız Kodlar Kullanılan Telsiz Ağlarda Yol Atama" başlıklı proje ışığında yapılmıştır. Özet kısmında da belirttiğimiz üzere; çalışmamız 1) Ortak Bilgi Birikimi ile Enerji Verimli Yol Atama 2) Kullanıcılar Arası Eşleşme 3) Dikgen Frekans Bölmeli Çoklu Erişim (DFBC) Tabanlı Çoğa Gönderim olmak üzere üç kısımdan oluşmaktadır.

Birinci kısımda; tek kaynağa, tek varış noktasına ve N adet düğüme sahip bir sistemde veri iletimi problemi ele alınmıştır. Problem çözümünde 1) Paketlerin kaynaktan varış noktasına kadar takip edeceği yolun belirlenmesi, 2) Yol üzerindeki her düğümün iletim sürelerinin belirlenmesi, 3) Her düğümün iletim gücünün belirlenmesi gerçekleştirilmiştir.

İkinci kısımda; bir baz istasyonunun hücresele alanda, birden fazla kullanıcıya iletim yaptığını varsayıyoruz. İletilen veriyi düğümler birbirleriyle eşleşerek alabildiği gibi tek başlarına da alabilmektedirler. İletim başladığında, eşleşen kullanıcılardan kanal durumu iyi olan kullanıcı yeterli sayıda veri paketi aldıktan sonra kalan sürede partnerine iletim yapmaktadır. Problemin çözümünde en iyi kullanıcı eşleşmeleri bulunmuştur.

Üçüncü kısımda; Birden fazla baz istasyonu ve kullanıcısı olan DFBC tabanlı bir sistemde çoğa gönderim problemi ele alınmıştır. Oluşturulan problem; 1) Her alt kanala bir baz istasyonu atanması 2) Alt kanaldan iletilen veriyi çözecek kullanıcı

kümesinin bulunması 3) Her alt kanaldan kaç tane bit iletileceğinin belirlenmesini içermektedir.

Her kısımda oluşturulan problemlerin matematiksel çözümlerini yaparken en iyi çözüme yakın başarımları olan ve daha az hesaplama karmaşıklığına sahip bazı algoritmalar da önerilmiştir. Önerilen algoritmaların başarımları MATLAB ve GAMS gibi bazı yazılım tabanlı araçlar kullanılarak hesaplanmıştır.

Problemler oluşturulurken geniş çaplı literatür taraması yapılmıştır. Çalışmalardan elde edilen verilerin akademik çıktı olarak derlenmesine özen gösterilmiştir. Tez çalışmaları kapsamında; bir adet poster sunumu, bir adet konferans bildirisi ve iki adet dergi makalesi hazırlanmıştır. Bu çıktıların detaylı bilgileri tezin “Özgeçmiş” kısmında yer almaktadır.

2. ORTAK BİLGİ BİRİKİMİ İLE ENERJİ VERİMLİ YOL ATAMA

Çalışmamızın bu bölümünde kablosuz ağlarda minimum enerji ile yol atama problemini ele aldık. Aynı zamanda ideal oransız kodların kullanıldığını varsayıyoruz, böylece bir düğüm, iletim yolu üzerinde kendisinden önceki düğümlerin iletimini biriktirebilmektedir. Ortak bilgi birikimi, enerji birikimini kullanan klasik işbirlikli iletme kıyasla kayda değer avantajlara sahiptir.

Ancak;

- 1) Yol atama,
- 2) Her düğümün iletim süresi,
- 3) Her düğümün iletim gücü,

gibi bileşenleri içermesinden dolayı kaynak tahsisi problemi daha karmaşık bir hal almaktadır. Problemi; amaç fonksiyonu toplam enerji harcaması, kısıtları her düğüm için gerekli minimum ortak bilgi miktarı ve maksimum toplam iletim süresi olan bir eniyileme problemi olarak formüle ettik. Birleşik güç/zaman eniyileme problemi, coordinate-descent tipi çözümlere imkan sağlayan çift dışbükey yapıya sahiptir. Ancak problem konveks olmadığı için coordinate descent yöntemiyle bulacağımız çözüm ancak yerel bir en iyidir, genel bir en iyi olmayabilir. Bu nedenle bu çalışmada zamanı dilimlere bölerek, en iyi yol ataması ve zaman tahsisi problemlerini dal-sınır (branch and bound) tekniği kullanılarak bulduk. Elde ettiğimiz enerji kazançlarını ise basit yol atama ve kaynak tahsisi yöntemleri ile kıyaslayarak ölçtük.

2.1 GİRİŞ

Kablosuz haberleşme ortamı, hızlı sönmölen gürültölü kanal durumları ve sınırlı enerjiye sahip mobil cihazlar tarafından karakterize edilmektedir. Böyle ortamlarda, batarya limitlerine baęlı olarak belirli bir veri hızına ulaşmak için özel yöntemler kullanmak gerekmektedir. Çok adımlı iletim de [8] bu yöntemlerden biridir ve çok adımlı yol atama protokolleri hakkında geniş çaplı bir literatür mevcuttur. Çok adımlı iletimde, alıcılar kendilerinden önceki düğümlerden gelen gönderimleri sanal anten dizileri oluşturarak birleştirebilmektedir. Bu yöntemle işbirlikli iletişim denir [9]. İşbirlikli çeşitleme sönmölemeye karşı dayanıklılık sağlar, veri hızını artırır ve enerji verimlilięi sağlar. İşbirlikli iletimin nezdinde, en uygun yol atamayı bulmak son zamanlarda ilgi gören bir problemdir [10], [11], [12], [13].

İşbirlikli iletimin altında yatan prensip alıcıların farklı kaynaklardan gelen işaretleri eşzamanlı [11] veya farklı zamanlarda [10], [12], [13] birleştirebilmesidir. Alıcıdaki efektif işaret gürültü oranı her kaynaktan gelen işaret gürültü oranlarının toplamına eşittir. Bu yüzden bu tip bir yol atama “*enerji birikimi*” olarak adlandırılır. Aslına bakılırsa, düğümler enerji yerine ortak bilgiyi biriktirebilirse bu daha fazla enerji verimlilięi sağlayacaktır. Bu, oransız (fountain) kodlarla [14], [15] mümkün olmaktadır. Oransız kodlar kullanılan çok atlamalı iletimde bir düğüm yol üzerinde bulunan önceki düğümler tarafından iletilen paketleri de biriktirebilir. Eğer bu durumu idealize edersek, paketlerin yerine ortak bilginin biriktięini varsayabiliriz.

Yakın zamanda yapılan çalışmalar, [16], [17], [18], [19] gibi, ortak bilgi birikimi nezdinde en iyi yol atama konusu üzerinedir. [16]’daki çalışma tek kaynaklı, iki atlamalı, tek varış noktalı ve birden fazla röleli bir sistemi dikkate almaktadır. Yazarlar, basit işbirlik yöntemi için başarımlı analizini yapıp ortak bilgi birikiminin gecikme konusunda önemli gelişmeler ile sonuçlandıęını göstermiştir. [17]’deki çalışmada ise sabit güç seviyesi kullanan düğümlerde gecikmeyi bant genişlięi ve enerji kısıtlarına göre minimize etme üzerinedir. [19]’daki yayında gecikmeyi rastgele ulaşan paketlere göre minimize etme üzerinedir. [18]’de yazarlar [17]’deki makale ile aynı gecikme minimizasyonu problemini ele almışlardır fakat buna

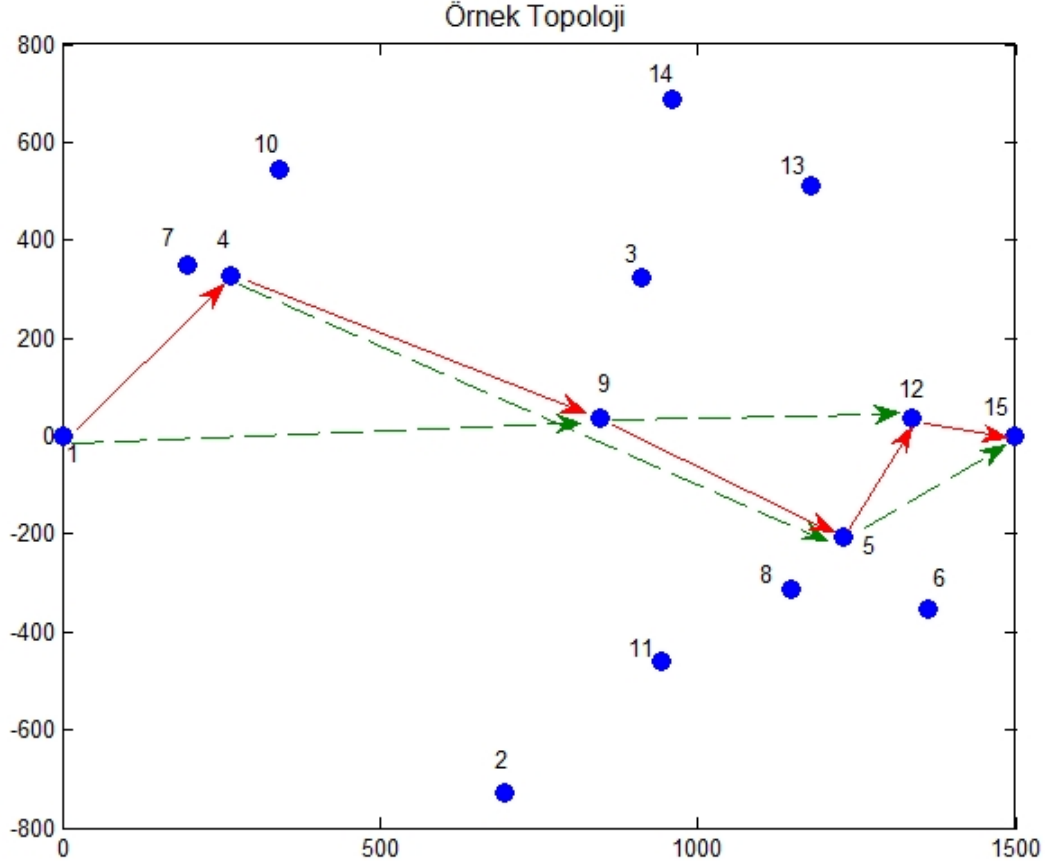
ek olarak en uygun çözümün karmaşıklığını azaltan bazı önemli sonuçlarda bulmuşlardır. İlk olarak, kaynak iletme başlar ve ağdaki bir düğümün yeteri kadar ortak bilgi biriktirene kadar devam eder. Daha sonra, bu düğüm iletici durumuna geçer ve iletme başlar. Varış düğümü gönderilen bilgiyi çözmek için yetecek kadar paketi aldıktan sonra iletim sona erer. Yazarlar, verilen bir yönlendirme yolunda bu açgözlü (greedy) algoritmanın en uygun gecikmeyle sonuçlandığını ispatlamışlardır. Paket yönlendirme yolunun belirlenmesini basite indirmek için ise iki buluşsal yöntem de önermişlerdir [18]. Bunlara ek olarak yazarlar [18] de enerji minimizasyonu problemini gecikme kısıtına bağlı olarak değinmişlerdir. Problemi düşük işaret gürültü oranını varsayımı yaptıktan sonra çözmüşlerdir bu varsayımla $\log(1 + SGO)$ yaklaşık olarak SGO 'na eşittir, fakat yüksek işaret gürültü oranlarında bu fark önem arz edebilir.

Bu çalışmada, ortak bilgi birikimini kullanan kablosuz ağlarda minimum enerjili yol atama ve kaynak tahsisi problemini ele alıyoruz. Her düğümün yönlendirme yolu üzerinde kendisinden önce gelen iki düğümden gelen ortak bilgiyi biriktirebildiğini varsayıyoruz. Kısıtlar, yol üzerindeki her düğüm için gereken minimum ortak bilgi miktarı ve toplam iletim süresidir. Yol atama işlemi, yönlendirmenin belirlenmesi ve yol üzerindeki bütün düğümler için güç/zaman iletimini de içermektedir. Güç/zaman tahsisi için eniyileme odaklı bir yaklaşım izledik ve iletim yolunun belirlenmesi içinde kapsamlı bir araştırma yaptık. Bir sonraki kısımda sistem modeli ele alınacaktır.

2.2 SİSTEM MODELİ

N adet düğümün Şekil 2.1'deki gibi bir alana rastgele yerleştirildiği kablosuz bir ağı ele alıyoruz. Bu alan benzetimlerde dairesel veya tandem olabilir. Alanın başlangıç ve bitişine yerleştirilmiş bir kaynak (düğüm 1) ve varış noktası (düğüm N) bulunmaktadır. Düğümler arası kanal durumu sabit bir zayıflama (veya çok yavaş değişen) ve hızlı değişen kısımlardan meydana gelmiştir. Sabit zayıflamaya yol kaybı ve gölgelenme sebep olur iken hızlı değişimin nedeni ise Rayleigh sönümlemesidir. Kanal durumunun iki değişkenini içeren, i ve j düğümleri arasındaki toplam kanal zayıflaması miktarına da $g_{i,j}$ diyelim. Bunun yanısıra,

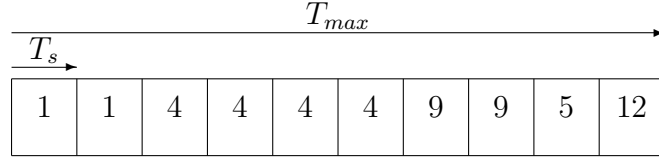
gürültü faktörünü ise tanımladığımız başka bir değişken $h_{i,j} = \frac{g_{i,j}}{N_0W}$ üzerinden probleme dahil edelim.



Şekil 2.1: 15 Düğümlü Bir Topoloji (İletim yolu düz çizgilerle gösterilmiştir. Her düğüm kesikli çizgilerle gösterilen linkleri de kullanarak ortak bilgi toplayabilmektedir.)

Bu çalışmada, iletim süresince kanal katsayılarının sabit kaldığını ve merkezi yol atamanın olduğunu varsayıyoruz. Sistemimizde toplam iletim süresi T_{max} 'dır ve T_s süreli eşit zaman dilimlerine bölünmüştür. Zamanı sürekli bir değişken gibi ele almak enerji tüketimini azaltacaktır. Fakat böyle bir yaklaşım ile ele alınan problemin karmaşıklığında büyük ölçüde artmaktadır. Bunun yanısıra birçok haberleşme uygulamasında zamanı dilimlere ayırarak uygulandığı bilinmektedir. Şekil 2.2 böyle bir sistemdeki iletim zamanlamasını göstermektedir. Her zaman diliminde T_s bir düğüm iletim yapmaktadır.

Aynı zamanda bu çalışmada, ortak bilgi birikimine olanak sağlayan ideal oransız



Şekil 2.2: Örnek Bir İletim Zamanlaması (Zaman dilimlere bölünmüştür ve her zaman diliminde bir düğüm iletim yapmaktadır. Yol üzerindeki 1, 4, 9, 5 ve 12 numaralı düğümler sırasıyla 2, 4, 2, 1 ve 1 zaman dilimi kullanarak iletim yapmatadırlar. Uzun linklere daha fazla zaman dilimi ayrılmıştır.)

kodların kullanıldığını varsayıyoruz. Paket yönlendirmesinin, yani iletim sırasının $1, 2, \dots, n-2, n-1, n, \dots, N$. şeklinde olduğu bir ağı ele alalım. P_n ve T_n sırasıyla n düğümünün gücü ve iletim süresidir. Böylelikle n düğümünde biriken ortak bilgi

$$T_{n-2} \log(1 + P_{n-2} h_{n-2,n}) + T_{n-1} \log(1 + P_{n-1} h_{n-1,n}) \text{ nat/Hz}$$

olur. Yol üzerindeki her düğüm mesajı başarılı bir biçimde çözümleyebilmek için I_{max} nat/Hz ortak bilgi biriktirmelidir. Başka bir deyişle her düğüm ortak bilgiyi kendisinden önce gelen son iki düğümden biriktirir. Bu durum Şekil 2.1'de gösterilmiştir. Tabi ki ikinci düğüm için durum biraz farklıdır ve sadece ilk düğümden gelen bilgiyi biriktirir. Bu sadeleştirici varsayımla düğümler arasındaki koordinasyon (gerçek uygulamalardaki) ve matematiksel analiz daha kolay bir hal alır. Bu sayede de gerçek uygulamalardaki uygulanabilirlik artmaktadır. Bunun yanısıra kanal tekrar kullanımı mümkün olur, yani $n-2$ düğümü iletim yaparken aynı kanaldan $n-5$, $n+1$ ve $n+4$ düğümleri başka veriyi aynı kanalı kullanarak gönderebilir (eklenen bir miktar girişimle). Kanal tekrar kullanımı bu çalışmada ele alınmamıştır. Ele aldığımız yol atama problemi;

- 1) Paketlerin kaynaktan varış noktasına kadar takip edeceği yolun belirlenmesi,
- 2) Yol üzerindeki her düğümün iletim sürelerinin belirlenmesi,
- 3) Her düğümün iletim gücünün belirlenmesi.

gibi kavramları içermektedir.

2.3 SABİT BİR YOL VE ÇİZELGELEME İÇİN MİNİMUM ENERJİLİ İLETİM

Bu aşamada iletim yolunun ve yoldaki her düğümün kaç zaman dilimi iletim yapacağı belirlendi varsayalım. İletim yolu $\{1, 2, \dots, N\}$ ve iletim süreleri (T_s 'nin katları olarak) $\{T_1, T_2, \dots, T_{N-1}\}$ olsun. Bu sürelerin toplamı T_{max} 'dir. $\sum_{k=1}^{N-1} T_k = T_{max}$ olarak da ifade edebiliriz. Bunun üzerine düğümlerin güçlerini eniyileyeceğiz. Amacımız, iletim süresi ve gücün çarpımına eşit olan enerjiyi minimize etmektir. Kısıtlarımız, yol üzerindeki her düğüm için gerekli olan ortak bilgi miktarıdır.

$$\min_{\bar{P}} \left\{ \sum_{n=1}^N P_n T_n \right\} \quad (2.1)$$

$$\text{s. t. } T_1 \log(1 + P_1 h_{1,2}) \geq I_{max} \quad (2.2)$$

$$\begin{aligned} & T_{n-2} \log(1 + P_{n-2} h_{n-2,n}) \\ & + T_{n-1} \log(1 + P_{n-1} h_{n-1,n}) \geq I_{max}, n = 3, \dots, N \end{aligned} \quad (2.3)$$

Yukarıdaki amaç fonksiyonu doğrusal (konveks) bir fonksiyondur. Kısıtlar ise konkav fonksiyonların toplamı ile ifade edildiği için konveks bir kümedir. Dolayısıyla problem konvektir ve standart iç noktalar (interior-points) metodu ile çözülebilir [20].

2.3.1 Çözüm

Güç ve zaman alt problemlerinin çözümü için iç noktalar metodunun bir çeşidi olan Barrier Metodu'nu kullanıyoruz [20]. Bu metodda her kısıtlama için logaritmik barrier fonksiyonu kullanılır. Ayrıca tüm kısıtlamaların tatminini gerektirdiği için eğer bir kısıtlama ihlal edilirse barrier fonksiyonunun sonsuza gider. Minimize edeceğimiz $f(\bar{T}, \bar{P})$ fonksiyonunu (2.4)'deki biçimde tanımlıyoruz.

$$\begin{aligned}
f_t(\bar{P}) &= \sum_{n=1}^{N-1} T_n P_n \\
&- \frac{1}{t} [\log (T_1 \log(1 + P_1 h_{1,2}) - I_{max}) + \log (T_1 \log(1 + P_1 h_{1,3}) + T_2 \log(1 + P_2 h_{2,3}) - I_{max}) \\
&\quad + \log (T_2 \log(1 + P_2 h_{2,4}) + T_3 \log(1 + P_3 h_{3,4}) - I_{max}) + \\
&\quad \dots + \log (T_{N-2} \log(1 + P_{N-2} h_{N-1,N}) + T_{N-1} \log(1 + P_{N-1} h_{N-1,N}) - I_{max})]
\end{aligned} \tag{2.4}$$

t parametresi Barrier fonksiyonunun ağırlığıdır. Bu parametre arttıkça kısıtlar eşitlikle yetinme eğiliminde olur ve çözüm doğru en iyiye yaklaşır. Algoritma 1’de Barrier metodu anlatılmaktadır.

Algoritma 1 Barrier Metodu ile Eniyileme [20]

- 1: Başla: (2.2), (2.3) kısıtlarını sağlayan herhangi bir \bar{P} değeri. $t = t^{(0)}$, $\mu > 1$, tolerans $\epsilon > 0$
 - 2: **while** $m/t \leq \epsilon$ **do**
 - 3: \bar{P} ’değerinden başlayarak $f_t(\bar{P})$ fonksiyonunu en küçükleyen $\bar{P}^*(t)$ ’yi hesapla
 - 4: Güncelle $\bar{P} = \bar{P}^*(t)$
 - 5: Arttır $t = \mu \times t$
 - 6: **end while**
-

Barrier metodu kullanılarak yapılan eniyilemeler içiçe iterasyonlar içermektedir. Dıştaki iterasyonda t parametresi μ ile çarpılarak adım adım arttırılır. İç kısımdaki iterasyonda ise 2.4’deki $f_t(\bar{P})$ Newton metodu kullanılarak çözülür. Bu methodda sürekli olarak Hessian ve gradient hesaplanarak güç değerlerini olurlu bölgede tutmak amaçlanır. Önceki iterasyonda bulunan güç değeri, bir sonraki iterasyonda Netwon metodunun ilk değeri olarak kullanılır. u parametresinin artması iç iterasyon sayısını azaltır ve dış iterasyonların sayısını arttırır.

2.3.2 Block Coordinate Descent Algoritması

Zamanın dilimlere bölünmediği bu durumlarda eniyileme probleminde amaç fonksiyonu güç ve zaman değişkenlerinin çarpımını içermektedir. Bu durum

amaç fonksiyonunun birden fazla yerel minimum noktasının olmasına neden olmaktadır. Eğer amaç fonksiyonunu alt fonksiyonlar halinde ele alırsak $\bar{T}(t)$ ve $\bar{P}(t)$ oluşturulurken sırasıyla güç ve zaman değişkenleri sabit tutulmuştur. Sabit güç değerleri kümesi için amaç fonksiyonu zamanın doğrusal bir fonksiyonu olmaktadır. Aynı durum sabit zaman değerleri için de geçerlidir.

İki alt fonksiyonun birden dışbükey olması birleşik güç-zaman eniyileme probleminin çift dışbükey yapıda olmasına neden olmaktadır [21] [22]. Bu dış bükey yapı ayrıca yerel minimum noktalarını bulmak için Coordinate Descent tipi çözümlere olanak sağlamaktadır [23]. Coordinate Descent tipi çözümlerde önce zaman değerleri sabit tutulup güç değerleri eniyilenirken. Daha sonra ise güç değerlerini sabit tutup zaman en iyilemesi yapılır. Bu iki işlemi yerel minimum noktasına ulaşana kadar tekrarlanır.

Coordinate Descent algoritması birden fazla değişkene sahip, dış bükey yapıdaki fonksiyonların yerel minimum noktalarını bulmak için kullanılan bir algoritmadır. Değişkenlerden bir tanesi haricinde geriye kalanlara rastgele ilk değerler atanıp, söz konusu değişkenin aldığı değerleri iteratif bir şekilde değiştirip amaç fonksiyonunu minimize ettikten sonra aynı işlemi fonksiyonun bütün değişkenleri için uygulanması temeline dayanmaktadır.

$g(x)$ 'in dış bükey, türevi alınabilir ve her h_i 'nin dış bükey yapıda olduğu bir

$$f(x) = g(x) + \sum_{i=1}^n h_i x_i$$

fonksiyonu için coordinate descent algoritması aşağıda ifade edildiği gibi uygulanmaktadır.

$$x_1^{(k)} \in \min_{x_1} f(x_1, x_2^{(k-1)}, x_3^{(k-1)}, \dots, x_n^{(k-1)})$$

$$x_2^{(k)} \in \min_{x_2} f(x_1^{(k)}, x_2, x_3^{(k-1)}, \dots, x_n^{(k-1)})$$

$$x_3^{(k)} \in \min_{x_3} f(x_1^{(k)}, x_2^{(k)}, x_3, \dots, x_n^{(k-1)})$$

...

$$x_n^{(k)} \in \min_{x_n} f(x_1^{(k)}, x_2^{(k)}, x_3^{(k)}, \dots, x_n)$$

Algoritma 2 Block Coordinate Descent Algoritması

```
1: Başlangıç: Seç  $(x_1^0, \dots, x_s^0)$ 
2: for  $k = 1, 2, \dots$  do
3:   for  $i = 1, 2, \dots, n$  do
4:     diğer bloklar sabitken  $x_i^k$ 'yi güncelle
5:   end for
6:   if Ölçüt sağlandıysa then
7:      $(x_1^k, \dots, x_n^k)$  olarak seç.
8:   end if
9: end for
```

2.4 EN İYİ YOL ATAMA

En iyi yönlendirme yolunun bulunması için, *dal-sınır*(branch and bound) yöntemini [24] çözüm olarak kullandık. Dal-sınır yöntemi olası her çözümü bir ağacın dalları gibi ele alan eksiksiz ve geniş çaplı bir inceleme tekniğidir. Ayrıca, yetersiz başarımla göstereceği belirli olan dalları incelemekten kaçınıp daha fazla dallara ayrılmasına olanak sağlamadan budamaktadır. Bu sayede işlem karmaşıklığını asgari seviyede tutmaktadır.

$\frac{T_{max}}{T_s} = 5$ tane zaman dilimi olduğunu varsayalım. Problemin çözümüne en basit rotayla başlıyoruz $\{1, 0, 0, 0, 0, N\}$ (İlk zaman diliminde kaynak düğümü iletim yapmalıdır.) Daha sonra $\{1, 1, 0, 0, 0, N\}$, $\{1, 2, 0, 0, 0, N\}$, $\{1, 3, 0, 0, 0, N\}$, ..., $\{1, 5, 0, 0, 0, N\}$ dallarını oluşturup (Algoritma 3, Satır 8) her dal için enerji harcamalarının alt ve üst sınırlarını hesaplıyoruz. Örnek verecek olursak, $\{1, 1, 4, 3, 0, N\}$ dalı 1, 4, 3 numaralı düğümlerin sırasıyla 2, 1, 1 adet zaman dilimi kullandıklarını ve bir zaman diliminin kullanılmadığını ifade etmektedir. Bu dal için enerji harcamasının üst sınırını hesaplarırken düğümlerin kullandığı zaman dilimlerinden artı kalanların son iletimi yapan düğüm tarafından kullanıldığını varsayıyoruz. Söz konusu iletim yolunda 3 numaralı düğümün toplamda 3 zaman diliminde iletim yapması gibi. Bir dalın en az enerji tüketimini hesaplarırken ise iletim yolunun son düğümünün varış noktası olduğunu varsayıyoruz. Ele aldığımız dal için 1 ve 4 numaralı düğümlerin sırasıyla 2 ve 1 zaman dilimi kullanarak iletim yapmaları gibi.

Ayrıca her adımda, eğer herhangi bir rotanın alt sınırı başka bir rotanın üst

sınırından fazla ise veya yeni oluşturulan bir dalın alt sınırı hali hazırda bulunan bir dalın üst sınırından büyük ise bu dalların standart altı çözümler olduğu kesinleşmiş olmaktadır dolayısıyla bu dallar kesilir diğer bir tabirle budanır.

Algoritma 3 Dal-sınır Tekniği Kullanarak Yol Atama

```

1: Tek bir dala başla  $\mathcal{B} = \{B_1\}$ ,  $\mathcal{LB} = \{LB_1\}$ ,  $\mathcal{UB} = \{UB_1\}$ 
2:  $B_1 = [1000\dots N]$ , alt sınırı  $LB_1 = 0$ , üst sınırı  $UB_1 = T_{max}(e^{I_{max}/T_{max}} - 1)/h_{1,N}$ 
3: while dur demedikçe do
4:   En düşük üst sınırlı dalı bul  $b^* = \arg \min_{UB \in \mathcal{UB}} \{UB\}$ 
5:    $\mathcal{B} = \mathcal{B} - B_{b^*}$ ,  $\mathcal{UB} = \mathcal{UB} - UB_{b^*}$ ,  $\mathcal{LB} = \mathcal{LB} - LB_{b^*}$ 
6:   for  $n=1:N-1$  do
7:     if  $n \notin B_{b^*}$  or  $n = L(B_{b^*})$  then
8:        $B_{b^*}$  dalına  $n$  düğümünü ekle ve  $B_{new}$  oluştur.  $\mathcal{B} = \mathcal{B} \cup B_{new}$ 
9:       Alt ve üst sınırları bul  $LB_{new}$ ,  $UB_{new}$ .  $\mathcal{UB} = \mathcal{UB} \cup UB_{new}$ ,  $\mathcal{LB} =$ 
        $\mathcal{LB} \cup LB_{new}$ 
10:      if  $\exists B_i$  s.t.  $UB_i < LB_{new}$  then
11:        Bu yeni dalı buda,  $\mathcal{B} = \mathcal{B} - B_{new}$ ,  $\mathcal{LB} = \mathcal{LB} - LB_{new}$ ,  $\mathcal{UB} =$ 
         $\mathcal{UB} - UB_{new}$ 
12:      else
13:         $LB_i > UB_{new}$  şartını sağlayan bütün  $B_i$ 'leri buda,  $\mathcal{B} = \mathcal{B} - B_i$ ,
         $\mathcal{LB} = \mathcal{LB} - LB_i$ ,  $\mathcal{UB} = \mathcal{UB} - UB_i$ 
14:      end if
15:    end if
16:  end for
17:  if  $|\mathcal{B}| = 1$  then
18:    dur
19:  end if
20: end while

```

2.5 EN İYİYE YAKIN YOL ATAMA

İkinci kısmın başında da belirttiğimiz üzere bu çalışmamızda, Dal-sınır yöntemine kıyasla çok daha az karmaşıklıkta bir algoritma önerdik. Önerdiğimiz 4 numaralı algoritma ilk başta işbirlikli olmayan bir yol bulmaktadır (her düğüm sadece kendinden bir önceki düğümden bilgi alır).

Bu aşamada (Satır 1-6) her düğümün iletim yaptığı bir zaman dilimi vardır. Satır 1'de link maliyetleri hesaplanır, ve bunlar hesaba katılarak Bellman-Ford algoritması kullanılıp işbirliksiz en iyi yol bulunur. Satır 5'te ortak bilgi birikimi

hesaba katılarak yeni ve daha az olan güçler hesaplanır. Toplam iletim süresi T_{max} 'tan küçük ise, enerji harcamasını azaltmak adına daha fazla zaman dilimi kullanabiliriz (Satır 8-17). Bunun için, yol üzerindeki en fazla güç harcayan düğüm π_{n^*} bulunur ve bu düğüme bir zaman dilimi daha eklenir. İkinci alternatif ise, π_{n^*} düğümü iletme başlayana kadar I_{max} adet ortak bilgi içeren paketi toplamış düğümler kümesi $D(\pi_{n^*})$ 'den bir düğümü iletim yoluna ekleyerek π_{n^*} düğümünün harcadığı gücü azaltmaktır. Bu alternatifler arasında daha enerji verimli olanı tercih edilerek bütün zaman dilimleri kullanılana kadar bu işlemler tekrarlanmaktadır.

Bellman-Ford algoritmasının, $\frac{T_{max}}{T_s}$ 'ten daha fazla zaman dilimi kullanmasında mümkündür. Böyle bir durumda en az enerji harcayan düğüm bulunur (Satır 19-26) ve onun zaman dilimi sayısı bir azaltılır. Daha sonra, güçler yeniden hesaplanır (Satır 5). Zaman dilimi sayısı 0'a düşen düğüm iletim yolundan da çıkartılır.

2.5.1 Algoritmanın Dağıtık Gerçeklenmesi

Algoritma 4 dağıtık olarak da gerçekleştirilebilir. Bellman Ford algoritması buna olanak sağlamaktadır. İletim yolu belirlendiğinde yeni güçler ilk düğümden başlanarak bütün düğümler için güncellenir (Satır 5). Daha sonra kontrol mesajları ile en yüksek veya en düşük güç harcayan düğümler bulunup bu düğümlere yeni zaman dilimi veya iletim yoluna düğüm eklemesi/çıkarılması işlemi yapılır.

2.6 BENZETİM SONUÇLARI

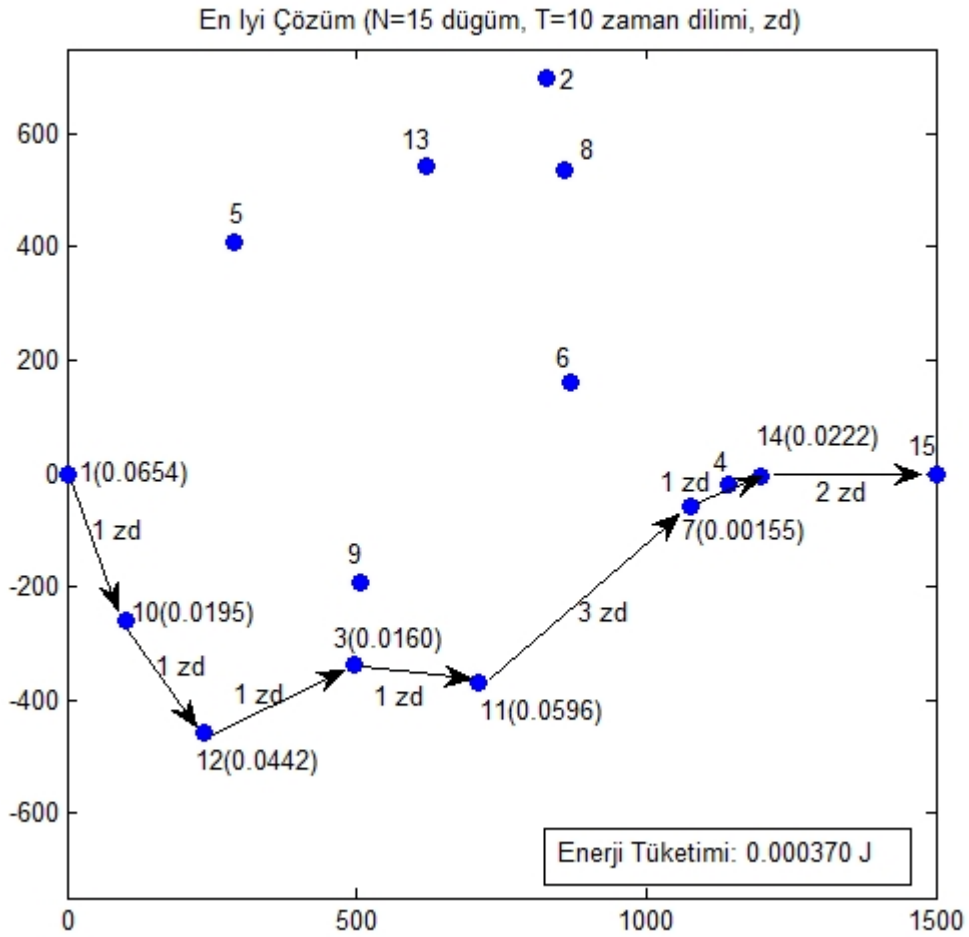
Düğüm 750m yarıçapı olan dairesel bir alanda rasgele dağıtılmıştır. Düğüm 1 ve N en uçlardadır. Bant genişliği 1MHz'dir ve -174dBm güç spektral yoğunluklu Toplanır Beyaz Gauss Gürültülü kanal olduğu varsayılır. Sadece yol kaybının olduğu varsayılmaktadır ve $-38.4 + 35\log_{10}(d_{i,j})$ şeklinde modellenir, burada $d_{i,j}$ i ve j düğümleri arasındaki mesafedir. Sönümlenme ve gölgeleme

Algoritma 4 En İyiyeye Yakın Yönlendirme Algoritması

- 1: Link maliyetlerini hesapla $C_{i,j} = T_s(e^{I_{max}/T_s} - 1) \frac{1}{h_{i,j}}, \forall i \neq j$
 - 2: Dağıtık Bellman Ford algoritmasını çalıştır. Sonuçta bulunan yol π olsun. Bu yol üzerindeki düğümler π_1, π_2, \dots olsun (mesela $\pi_1 = 1$). Yoldaki düğüm sayısı $|\pi|$ olsun (mesela $\pi_{|\pi|} = N$).
 - 3: $T_n = T_s, \forall n \in \pi$. Ata $P_{\pi_1} = P_1 = C_{1,\pi_2}$,
 - 4: **for** $n = 2 : |\pi| - 1$ **do**
 - 5: $P_{\pi_n} = (e^{\frac{I_{max} - T_s \log(1 + P_{\pi_{n-1}} h_{\pi_{n-1}, \pi_{n+1}})}{T_s}} - 1) \frac{1}{h_{\pi_n, \pi_{n+1}}}$
 - 6: **end for**
 - 7: **if** $|\pi| < \frac{T_{max}}{T_s}$ **then**
 - 8: **while** $\sum_{n=1}^N T_n < T_{max}$ **do**
 - 9: Bul: $n^* = \arg \max_{n=1 \dots |\pi|-1} P_{\pi_n}$
 - 10: çözen düğüm kümesi $D(\pi_{n^*})$
 - 11: **for** $i \in D(\pi_{n^*})$ **do**
 - 12: $T'_i = T_i + T_s$
 - 13: $\pi = [\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_{n^*}, i, \pi_{n^*+1}, \dots, N]$ if $T_i = 0$
 - 14: Yeni güçleri hesapla $P_{\pi'_n}, \forall n = 1 \dots |\pi'|$ (Satır 5'teki gibi)
 - 15: **end for**
 - 16: En az enerjili düğümü bul: i^* . Ata $T_{i^*} = T_{i^*} + T_s, \pi = [\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_{n^*}, i^*, \pi_{n^*+1}, \dots, N]$ eğer $T_{i^*} = T_s$ ise, Yeni güçleri hesapla.
 - 17: **end while**
 - 18: **else**
 - 19: **while** $\sum_{n=1}^N T_n > T_{max}$ **do**
 - 20: Bul $n^* = \arg \min_{n=1 \dots |\pi|-1} P_{\pi_n}$
 - 21: $T_{\pi_{n^*}} = T_{\pi_{n^*}} - T_s$.
 - 22: **if** $T_{\pi_{n^*}} = 0$ **then**
 - 23: $P_{\pi_{n^*}} = 0$ yap ve düğüm π_{n^*} yol π 'dan sil.
 - 24: **end if**
 - 25: Yeni güçleri hesapla
 - 26: **end while**
 - 27: **end if**
-

modele rahatlıkla eklenebilir, ancak problemde deęişiklik yaratmayacağından eklenmemiştir. Toplam iletim süresi 10 ms'dir ve her düęümün 0.002 nat/Hz ortak bilgi biriktirmesi gerekmektedir.

İlk durumda 15 düęümlü bir aę ele aldık. Topoloji Şekil 2.3 ve 2.4'de görülmektedir. Toplam zaman 10 dilime bölünmüştür. Şekillerde Dal-Sınır ve en iyi ye yakın algoritmaların sonuçları görülmektedir. Dal-sınır sonucu yol {1, 10, 12, 3, 11, 7, 14, 15} olarak bulunur ve iletim süreleri sırasıyla, 1, 1, 1, 1, 3, 2 zaman dilimidir. İletim güçleri sırasıyla 65.4, 19.5, 4.42, 16, 59.6, 1.55, 2.22 mW'dır. Sonuçta toplam enerji sarfiyatı 0.000370 J'dür.



Şekil 2.3: En İyi İletim Yolu

Şekil 2.4 en iyiye yakın algoritmanın sonucunu verir. Sonuçta belirlenen yol sırasıyla {1, 10, 12, 3, 11, 7, 4, 14, 15} düęümlerinden oluşur ve iletim süreleri

sırasıyla 1, 1, 1, 1, 3, 1, 1 zaman dilimidir. Bu yol en iyi yola oldukça benzer. Sadece bu yolda kısa bir (14,15) linki için fazladan bir zaman dilimi harcanmaktadır , ve sonuçta enerji sarfiyatı %21 artışla 0.000449 J olmaktadır.

Çizelge 2.1: 10 Dügümlü Bir Ağ ve 10 Zaman Dilimi İçin En İyiye Yakın ve En İyi Algoritmaların Başarımları

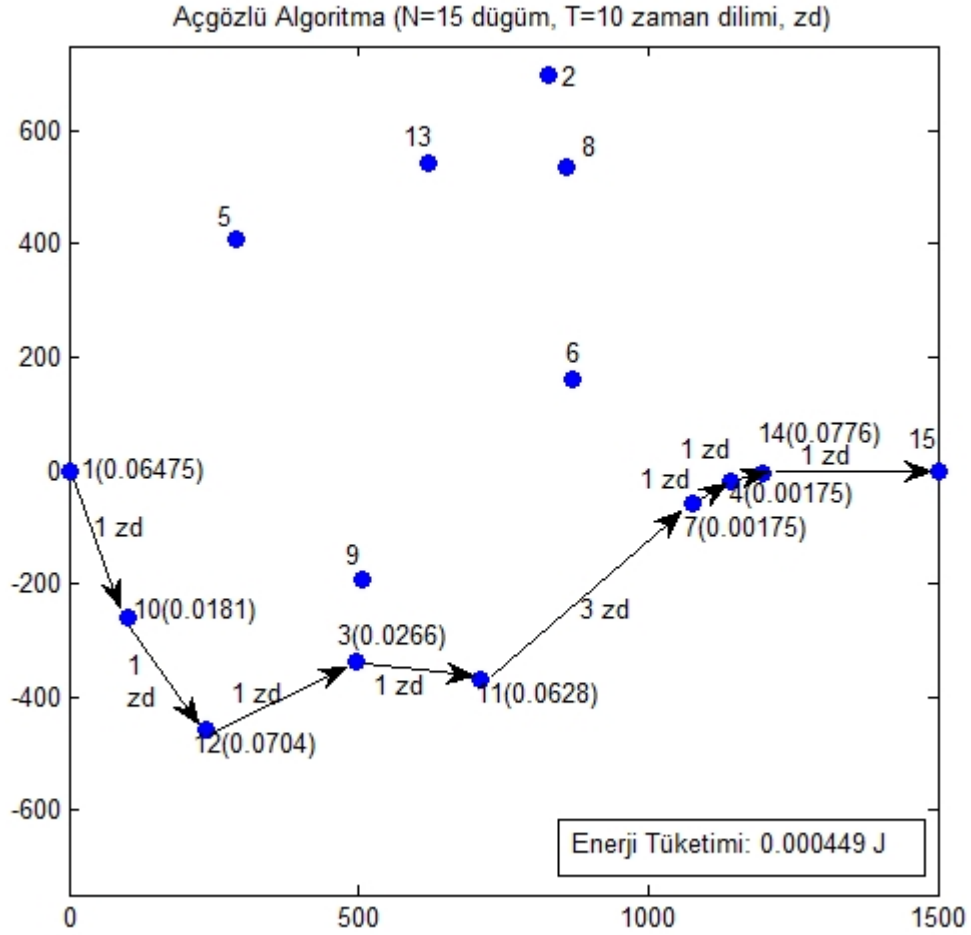
Deneme	En İyiye Yakın	Dal-Sınır	Yakınlık
1	0.00115213 J	0.00105177 J	%9.5
2	0.00062995 J	0.00056099 J	%12.3
3	0.00044979 J	0.00043553 J	%3.3
4	0.00095683 J	0.00094714 J	%1.1
5	0.00101207 J	0.00099972 J	%1.2
6	0.00064664 J	0.00063047 J	%2.6
7	0.00039214 J	0.00038377 J	%2.2
8	0.00068374 J	0.00066423 J	%2.9

İkinci benzetim çalışmasında 10 düğümlü bir ağ ve 10 zaman dilimli iletimi ele aldık. Tablo 2.1’de iyi ve en iyiye yakın algoritmaların enerji sarfiyatlarını 8 farklı topoloji için vermektedir. Sonuçlara göre en iyiye yakın algoritma durumların çoğunda en iyiye yakındır. Önerdiğimiz algoritmanın basitliği göz önüne alındığında bu önemli bir sonuçtur.

Üçüncü benzetim çalışmasında ise 10 düğümlü bir ağ için bu sefer işbirliği olmadığı ve her düğümün yalnızca kendisinden önceki düğümden gelen veriyi alabildiği durumu hesaba katıp 15 farklı ağ için hesaplamalar yaptık. Bu hesaplamalar ile ortak bilgi birikiminin enerji verimliliği açısından sağladığı fayda Şekil 2.5’de görülmektedir. Aradaki büyük farkın gözlemlenebilir olması için dikey eksen logaritmik tabanda gösterilmiştir.

2.7 SONUÇLAR

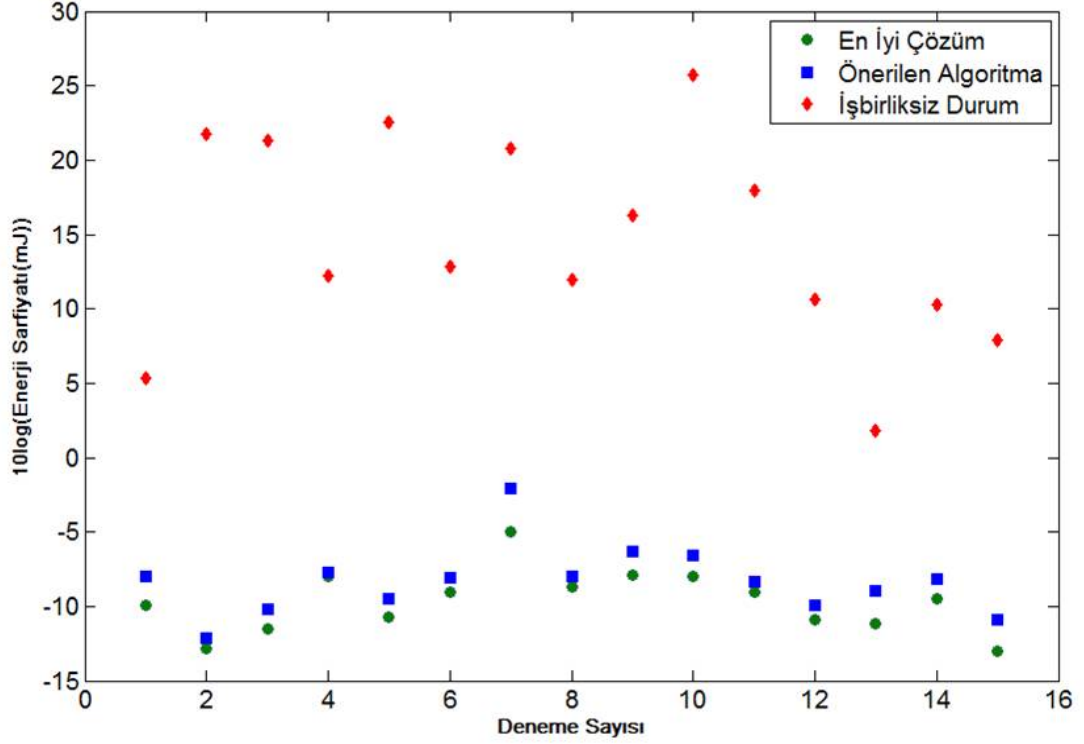
Çalışmanın bu kısmında, minimum enerjili yol atama problemini, ideal oransız kodlar ve ortak bilgi birikimi konuları nezdinde ele aldık. Problem, yol atanmasının ve birleşik güç/zaman eniyilemesinin belirlenmesini içerdiğinden dolayı karmaşık bir haldedir. Verilen bir iletim yolu için sözkonusu olan



Şekil 2.4: Önerilen Algoritmanın Belirlediği İletim Yolu

eniyeleme probleminin coordinate-descent algoritmalarını uygun bir çözüm olarak sunan çift dışbükey yapıya sahip olduğunu belirttik. Bu durumda genel en iyi çözüme ulaşmak oldukça karmaşık olduğu için zamanı eşit parçalara böldük ve zaman tahsisi/ yönlendirme probleminin beraber çözümü için dal-sınır yöntemini kullandık. Bir kaç farklı ağ durumu için ilk benzetimler eniyileme tabanlı yaklaşımın, basit yol atama ve kaynak tahsisi kararlarına göre kayda değer derecede iyi başarıma sahip olduğunu gösterdi.

İleriki çalışmalar, basit aç gözlü algoritmalarını en iyiye yakın başarımla ele alacak. Ayrıca oransız kodlar yerine, daha gerçekçi senaryolar (LT veya Raptor kodları) da ele alınabilir. Bu durumlarda, iletilen paket sayısı iletim sürelerinin yerine geçmektedir. Bunlara ek olarak, güç odaklı paket kabul oranı ve paket



Şekil 2.5: 10 Düğümlü Bir Ağ İçin Enerji Tüketimi Karşılaştırması

biriktirilmesi Shannon kapasitesi ve ortak bilgi birikiminin yerini alabilir. Başka bir deyişle paket kabul oranı kanalın kapasitesini vermektedir ve bu oranın üst limitinde kanalın kapasitesi Shannon kapasitesine eşit olmaktadır. Kanal durum bilgisinin mevcut olmadığı veya eksik olduğu durumlarda bu senaryolar da araştırma gerekmektedir. Sonuç olarak, kanal tekrar kullanımının başarımı kayda değer ölçüde geliştireceği beklenmektedir ve araştırılacaktır.

3. EŞLEŞME PROBLEMİ

3.1 ÖZET

Bu bölümde; hücresele kablosuz ağlarda, enerji verimli bir biçimde paket iletimi problemini ele alıyoruz. Bir baz istasyonunun, hücresele alanda birden fazla kullanıcıya iletim yaptığı bu problemde oransız kodların kullanıldığını ve kullanıcılar arasında işbirliği yapıldığını varsayıyoruz. Ağ'da bulunan her düğüm başka bir düğümle eşleşip işbirliği yapabildiği gibi herhangi bir eşleşmede bulunmadan tek başına da iletilen veriyi alabilmektedir. İletim başladığında eşleşmiş durumda olan her iki düğümde kaynaktan kodlanmış paketleri almaya başlarlar, daha sonra yeterli miktarda paketi toplayan düğüm kalan sürede kendi partnerine yardım eder. Burada, düğümleri eşleştirme problemi önemli bir eniyileme problemidir. İletimdeki ortalama enerji tüketimini hesapladıktan sonra bu eniyileme problemini “Minimum Weighted Maximum Matching (MWMM)” (En Az Ağırlıklı En Fazla Eşleşme) problemi olarak formülize ettik. Amaç fonksiyonu iletimi belirli bir ortalama sürede ve en az toplam enerji harcaması ile tamamlamak olan problemde en iyi çözümü bulmakla beraber performansı eniyi çözüme yakın fakat daha basit bir yapıda olan aç gözlü bir algoritma da önerdik.

3.2 GİRİŞ

Çok atlamalı iletim kablosuz ağlarda enerji verimli iletişimi sağlamak için yaygın olarak kullanılan yöntemlerden biridir. Düğümler aynı zamanda işbirlikli çeşitleme tekniklerini [9] de ağda kendilerinden önce bulunan diğer düğümlerin iletimlerini birleştirerek kullanabilirler. Bu tekniklerin kullanımı sönümlenmeye karşı ilave dayanıklılık ve enerji verimliliği sağlamaktadır.

Literatürde işbirlikli çeşitleme ile ilgili çalışmalar [11], [12], [13] bulunmaktadır. Bu çalışmalar, alıcıların iletimde yer alan, kendilerinden önceki düğümlerden gelen sinyalleri birleştirmesi [12], [13] veya birden fazla düğümün her atlamada eş zamanlı olarak iletim yapması [11] gibi konuları ele almışlardır. Alıcıdaki etkili Sinyal Gürültü Oranı (SGO) her kaynaktan gelen SGO'larının toplamına eşittir. Bu şekilde yapılan bir yol atama *enerji birikimi* diye adlandırılmaktadır. Oransız Silinti Kodlar [25] kayda değer ölçülerde enerji verimliliği sağlarken, Doğrusal Kodlar [4], Luby Dönüşümü Kodları [14] ve Raptor Kodları [15] oransız kodların en çok bilinen örnekleridir.

[16]'daki çalışmada yazarlar tek kaynaklı, tek alıcılı, birden çok röleli ve iki atlamalı sistemleri ele alıp teorik olarak oransız kodların, klasik işbirlikli haberleşme tekniklerine (enerji birikimi) kıyasla daha fazla enerji verimliliği sağladığı ispatlanmışlardır. Son zamanlarda yapılan [17], [18] ve [19]'deki çalışmalarda birden fazla atlamalı yol atamalar oransız kodlar nezdinde ele alınmıştır. Bu tarz çalışmalarda her zaman tek kaynak, tek varış noktası bulunmaktadır ve diğer düğümler röle gibi vazifesi görmektedir.

Yukarıda bahsi geçen bütün çalışmalar, kanal durumunun iletim süresi boyunca değişmediği ve bilindiği durumlar dikkate alınarak yapılmıştır. Böyle bir durumun olması kablosuz ağlarda çok gerçekçi değildir. [26]'daki çalışmada yazarlar, üç kullanıcı bir sistemi ele almalarıyla beraber, rastgele doğrusal kodlama Alamouti kodlamasına kıyasla daha enerji verimli olduğunu göstermişlerdir.

Bu çalışmamızda, bir kaynak ve birden fazla varış noktası olan bir sistemi ele alırken kaynağın sadece ortalama kanal durumlarını bildiğini varsayıyoruz. Böyle durumlar, oransız kodları daha avantajlı kılar çünkü iletim yapan düğümler alıcı gerekli sayıda oransız kodlanmış paketi alana kadar paket göndermeye devam edebilirler. Alıcı tarafından, alınan her paket için alındı geri bildirim yapmaya gerek yoktur. Böyle bir senaryoda; oransız kodlar kullanılan iki atlamalı bir sistemde kullanıcılar arasında ikişerli eşleşmelere olanak sağlayarak, belirli bir iletim süresi içerisinde bütün veriyi asgari miktarda enerji kullanarak iletme problemini ele aldık. İletilen veriyi erken çözebilen düğüm (daha iyi kanal ortalamasına sahip olan) kalan sürede partnerine yardım edebilmektedir.

3.3 SİSTEM MODELİ

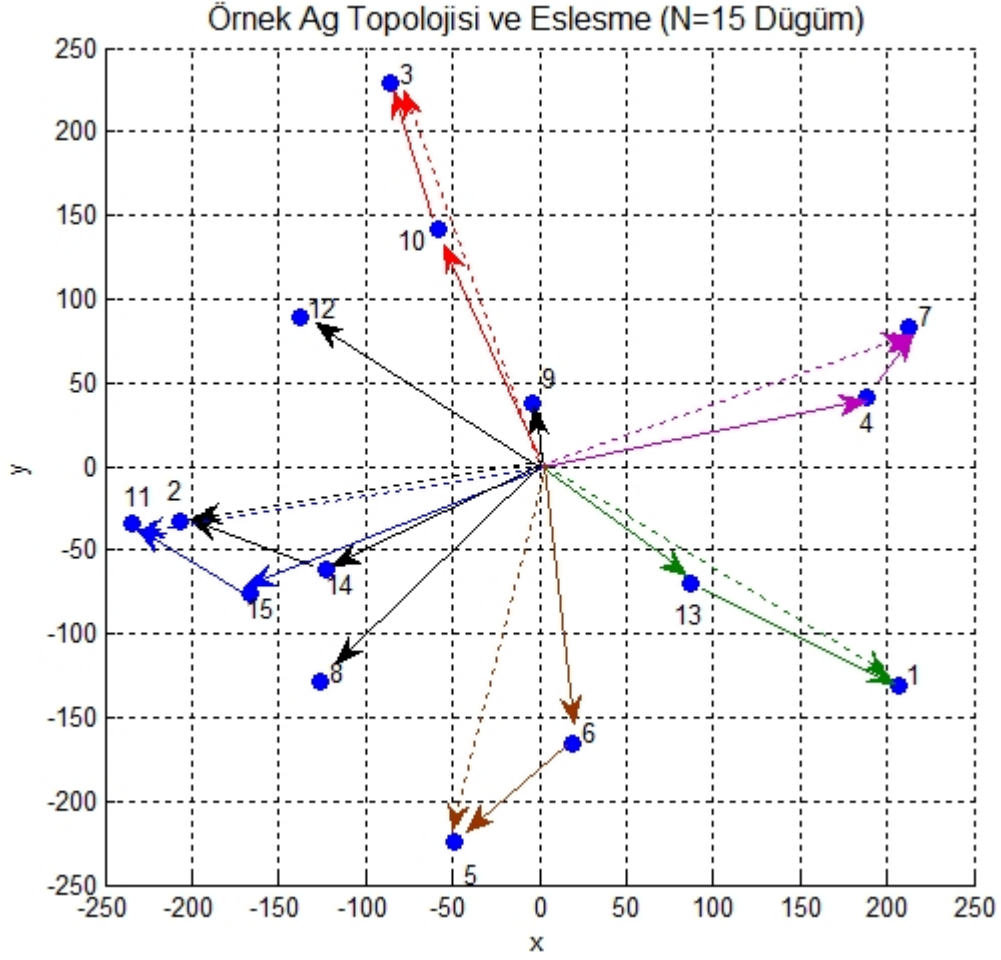
Bir kaynak düğümü N adet kullanıcı düğümüne iletim yapmaktadır. Şekil 3.1 basit bir ağ topolojisini göstermektedir. Düğüm i ve j arasındaki kanal kazancı sabit bir yol kaybı $g_{i,j}$ ve hızlı değişen bir Rayleigh sönümlemesi $h_{i,j}$ 'den oluşur (Kaynaktan düğüm i 'ye aynı parametreler $g_{s,i}$ ve $h_{s,i}$ olarak sembolize edilir.) Hızlı sönümlenme üssel dağılımlı ve 1 ortalamalı bir rasgele değişkendir. her kullanıcıya W Hz bant genişliği ayrılmıştır ve her bant aralığı kendi içinde düz, bantlar arasında ise bağımsız sönümlenme ile sönümlenir. Kanallardaki hızlı sönümlenme bağımsız ve eş dağılımlı olmakla bir paket iletimi süresince değişmemektedir. Her zaman diliminde kanal bir AWGN kanalı olarak modellenebilir (Güç spektral yoğunluğu N_oW). Paketler aynı kipleme ve kodlama ile iletilir ve anlık sinyal/gürültü oranı bir γ_0 eşliğinden büyükse doğru alınır, aksi halde işe yaramaz. P_i düğüm i 'nin iletim gücü olsun. Bu durumda i ve j arasındaki başarı ihtimali $p_{i,j}$ ile sembolize edilir ve $p_{i,j} = \exp\left(\frac{-\gamma_0 N_o W}{P_i g_{i,j}}\right)$, eşitliği ile ifade edilir.

Şekil 3.1'deki örnek topolojide (1,13),(2,14),(3,10),(4,7),(5,6),(11,15) numaralı kullanıcılar eşleşirken. 8,9 ve 12 numaralı kullanıcılar yalnız kalmışlardır.

3.3.1 Oransız Kodlar ve İşbirliği

Her kullanıcı kaynaktan L paket talep etmektedir. İletim yapılırken Rasgele Doğrusal Kodlama kullanılmaktadır [4]. Bu kodlama türünde L orjinal veri paketinden rasgele paketler seçilip XOR'lanarak iletilmektedir. Her paketin bir kodlanmış pakette yer alma ihtimali $1/2$ 'dir. Anlık SGO γ_0 'ın altındaysa (erasure, silinti) iletilen paket işe yaramaz hale gelir. Alıcı yeteri kadar paket alıp (Normal şartlar altında L 'den biraz fazla fakat bu çalışmada L kabul edelim) mesajı çözene kadar bu kodlanmış paketler iletmeye devam eder. P_s kaynak gücü olsun. O halde, L paketin alınana kadar geçen ortalama süre $L \times \exp\left(\frac{\gamma_0 N_o W}{P_s^{s,i} g_{s,i}}\right)$ zaman dilimidir. Ortalama enerji sarfiyatı da $P_s \times L \times \exp\left(\frac{\gamma_0 N_o W}{P_s g_{s,i}}\right)$ olur. Amacımız ortalama T_{max} iletim süresi kısıt altında minimum enerji sarfiyatıdır.

Kullanıcı işbirliği problemi daha da karmaşıktır. i ve j düğümlerinin işbirliği



Şekil 3.1: Örnek Topoloji ve Düğüm Eşleşmeleri

yaptığını varsayalım. Bu durumda toplamda $2L$ adet paket beraberce kodlanır (rasgele doğrusal kodlama ile). İki kullanıcının toplam $2W$ olan bant genişliği, her seferinde iki adet kodlanmış paketin aynı anda iletimi ile kullanılır. $2L$ adet paketi ilk biriktiren düğüm iletim işlemini devralır. Bu noktada ikinci düğüm zaten bir miktar kodlanmış paket biriktirmiştir. İlk düğüm kendi kodladığı paketleri iletir, ta ki ikinci düğümde gerekli sayıda paketi biriktirene kadar.

3.4 PROBLEM FORMÜLASYONU

Önceki bölümde belirtildiği üzere, oransız kodların kullanıldığını ve düğümlerin başarılı kod çözümü gerçekleşene dek paket biriktirdiğini varsayıyoruz. İki düğüm

işbirliği yaptığında aynı zaman diliminde iki paket birden iletilir (Her biri W Hz bant genişliği kullanarak). i, j düğüm çiftini ele alalım. İlk aşamada bu düğüm çifti kaynak tarafından iletilen paketleri alır. İkinci aşamada düğümler arası iletim başlar.

Kaynak ile düğümler arası paket başarı ihtimalleri sırasıyla $p_{s,i}$ ve $p_{s,j}$ olsun. Bu durumda, $p_{i,j}$ de i ve j düğümleri arasındaki paket başarı ihtimali olur. Genellik kaybı olmaksızın $p_{s,i} > p_{s,j}$ (yani $g_{s,i} > g_{s,j}$) olduğunu varsayalım, böylece i düğümü j düğümünden önce kod çözümü gerçekleştirir ¹. Her zaman diliminde düğümler sırasıyla $2p_{s,i}$ ve $2p_{s,j}$ adet paket biriktirirler. Ortalama olarak i düğümü $T_1 = \frac{2L}{2p_{s,i}}$ zamanda kod çözer. j düğümünün istatistikleri i düğümünün kod çözme süresinden bağımsız olduğu için bu noktada j düğümü ortalama olarak $2L \frac{2p_{s,j}}{2p_{s,i}}$ paket biriktirmiştir. Geriye kalan paket miktarı ortalama $2L - 2L \frac{p_{s,j}}{p_{s,i}}$ tanedir. Bu miktarda paketin i 'den j 'ye aktarılma süresi ortalama $T_2 = \frac{2L - 2L \frac{p_{s,j}}{p_{s,i}}}{2p_{i,j}}$ zaman dilimidir. İki aşamanın toplam ortalama süresi $T_1 + T_2 \leq T_{max}$ şeklinde sınırlandırılmıştır.

$p_{s,i} = \exp\left(-\frac{\gamma_0 N_o W}{P_s g_{s,i}}\right)$ ve $p_{i,j} = \exp\left(-\frac{\gamma_0 N_o W}{P_i g_{i,j}}\right)$ eşitliklerini kullanarak ve kolaylık açısından $\frac{g_{i,j}}{N_o W}$ yerine $g_{i,j}$ kullanarak toplam ortalama zaman kısıtını aşağıdaki gibi yazabiliriz.

$$L \exp\left(\frac{\gamma_0}{P_s g_{s,i}}\right) + L \left(1 - \exp\left(\frac{\gamma_0}{P_s} \left(\frac{1}{g_{s,i}} - \frac{1}{g_{s,j}}\right)\right)\right) \exp\left(\frac{\gamma_0}{P_i g_{i,j}}\right) \leq T_{max} \quad (3.1)$$

Toplam enerji sarfiyatını (amaç fonksiyonunu) ise ilk ve ikinci aşama sürelerini, o aşamada kullanılan güçlerle çarpıp toplayarak buluruz.

$$\min_{P_s, P_i} \left\{ E_{(i,j)} = P_s L \exp\left(\frac{\gamma_0}{P_s g_{s,i}}\right) + P_i L \left(1 - \exp\left(\frac{\gamma_0}{P_s} \left(\frac{1}{g_{s,i}} - \frac{1}{g_{s,j}}\right)\right)\right) \exp\left(\frac{\gamma_0}{P_i g_{i,j}}\right) \right\} \quad (3.2)$$

Problemimiz (3.1) kısıtını sağlayacak şekilde (3.2) amaç fonksiyonunu en küçüklemeektir.

¹ L sayısı yüksek olduğunda bu ihtimal 1'e oldukça yakındır.

3.4.0.1 Alt Sınır

En iyi P_s^* 'nin sınırlarını belirleyen bazı kısıtlar işimize yarayabilir. Bunlardan birincisi, ilk düğüm iletilen mesajı çözdüğünde geriye kalan ortalama süre, ikinci düğümün mesajı çözme için ihtiyacı olan süreden fazla olmalıdır. Bu aşağıdaki şekilde ifade edilebilir.

$$\frac{T_{\max}}{L} - 1 \geq \exp\left(\frac{\gamma_0}{P_s^* g_{s,i}}\right) \left(1 - \exp\left(\frac{-\gamma_0}{P_s^* g_{s,j}}\right)\right) \quad (3.3)$$

Bu P_s^* için bir alt sınır verir. Diğer bir alt sınır ise ilk düğümün ortalamada T_{max} süre içinde kod çözme gerekliliği ile oluşur.

$$P_s^* \geq \frac{\gamma_0}{g_{s,i} \ln\left(\frac{T_{\max}}{L}\right)} \quad (3.4)$$

3.4.0.2 Üst Sınır

Kısıt (3.3) ise daha sıkı bir kısıttır. İkinci (daha kötü kanal durumu olan) kullanıcı sadece kaynak düğümden aldığı paketler yeterli olmamalıdır (diğer düğümden de yardım almalıdır, aksi halde işbirliği olmaz). Bu da P_s^* için bir üst sınır verir.

$$P_s^* \leq \frac{\gamma_0}{g_{s,j} \ln\left(\frac{T_{\max}}{L}\right)} \quad (3.5)$$

Kullanıcıların konumlarına bağlı olarak kullanıcının işbirliği yapmaması daha karlı olabilir. Tek alıcılı durumda problem $P_s L \exp\left(\frac{\gamma_0}{P_s g_{s,i}}\right)$ enerji ifadesinin $L \exp\left(\frac{\gamma_0}{P_s g_{s,i}}\right) \leq T_{max}$ zaman kısıtına karşılık en küçüklenmesidir. Sonuçta ortalama enerji şu şekilde olur,

$$E_{i,j}(P_s^*) = \begin{cases} L \exp\left(1 - \frac{\gamma_0 T_{max}}{g_{s,i} \ln(T_{max}/L)}\right) & \text{eğer } \log(T_{max}/L) > \text{lise} \\ \frac{\gamma_0 T_{max}}{g_{s,i} \ln(T_{max}/L)} & \text{diğer durumda} \end{cases} \quad (3.6)$$

Bu bölümde bulduğumuz denklemler ile herhangi bir kullanıcı eşleşmesinin enerji sarfiyatını bulabiliriz.

3.5 EN İYİ KULLANICI EŞLEŞMESİ

Tekli ve eşleşmeli kullanıcı durumlarını düşünürsek toplamda $\frac{N(N-1)}{2} + N$ kombinasyon vardır. Kullanıcı eşleştirme problemi bu kombinasyonların bir kısmını, her düğüm mutlaka paket alacak ve minimum toplam ortalama enerji ile sonuçlanacak şekilde seçmektir. Bir kullanıcı ya başka (henüz bir eşleşmeye dahil olmamış) bir kullanıcı ile eşleşir, ya da tek başına paket alır. Bu problem Giriş kısmında da belirtildiği gibi “En Az Ağırlıklı, En Fazla Eşleşme” problemine benzer ve bu tür problemler NP-complete olarak bilinir [27]. Problemimizin tek farkı düğümün başka bir kullanıcıyla eşleşmek zorunda olmamasıdır. Bu şekilde problem daha da karmaşıklaşır.

En iyi eşleşmeyi bulmak için ikili tamsayı programlama yöntemini kullanıyoruz. Programlamanın amacı toplam enerji tüketimini minimize etmektir. Sistemdeki düğümlerin kümesi \mathcal{N} ve bütün olası eşleşmelerin (tek başına olmak dahil) kümesi \mathcal{E} olsun. Bu küme ayrıca tek başına iletimleri de içermektedir $((i, i), \forall i \in \mathcal{N})$. İkili tamsayı programlama problemi aşağıdaki gibi formüle edilmiştir.

$$\min \sum_{(i,j) \in \mathcal{E}} E_{(i,j)} x_{i,j} \quad (3.7)$$

$$\sum_{j \in A(i)} x_{i,j} \leq 1, \forall i \in \mathcal{N} \quad (3.8)$$

$$\sum_{k \in A(i), k \neq j} x_{i,k} + \sum_{k \in A(j), k \neq i} x_{k,j} + x_{i,j} \geq 1, \forall (i, j) \in \mathcal{E} \quad (3.9)$$

$$x_{i,j} \in \{0, 1\}, \forall (i, j) \in \mathcal{E} \quad (3.10)$$

Amaç fonksiyonu (3.7) toplam ortalama enerjiyi minimize eder. Karar değişkeni $x_{i,j} = 1$ olduğunda (i, j) eşleşmesi gerçekleşmiş demektir. Kısıt (3.8) her düğümün en fazla bir ortaklıkta yer almasını sağlar. Aksi takdirde eşleşme problemi kavramı ortadan kalkar. Burada $A(i)$ i düğümünden erişilebilir olan komşuların kümesidir. Kısıt (3.9) her düğümün mutlaka veri almasını sağlar. Bu sayede en fazla eşleşme kavramı sağlanmış olur. [27] makalesinde (daha başarılı çözüm sağlayan, daha yüksek boyutlu problemlerin çözülebilmesini sağlayan)

başka bazı formülasyonlar verilmiştir ancak bu çalışmadaki amacımız belirli sayıda kullanıcı için en iyi çözümü bulmaktır.

3.6 ÖNERİLEN AÇGÖZLÜ ALGORİTMA

En iyi çözümü bulduğumuz ikili tamsayı programlamaya göre kayda değer derecede az karmaşıklıkta olan bir algoritma önerdik. Algoritma 5’de gösterildiği gibi önerdiğimiz algoritma düğümlerin tek başına veri alabilmeleri için gerekli olan enerji miktarına göre yüksekten düşüğe sıralar. Satır 4-15 arasında kaynak düğümü sırasıyla bu düğümleri inceler. i . sıradaki kullanıcı (π_i) hakkında henüz karar verilmediyse bu düğüme uygun bir partner aranır (henüz karar verilmemiş düğümler içinden). Enerji sarfiyatında en fazla tasarruf sağlayan partner seçilir. Böyle bir düğüm yoksa, o durumda π_i düğümü kaynaktan kendi başına paket alır. Bu algoritmanın karmaşıklığı $O(N^2)$ dir.

Algoritma 5 Önerilen Açgözlü Algoritma

- 1: Karar verilmemiş düğümler $\mathcal{U} = \mathcal{N}$
 - 2: Karar verilmiş eşlemeler veya tekli alıcılar $\mathcal{S} = \emptyset$
 - 3: Düğümleri azalan şekilde sırala $E_{i,i}, i \in \mathcal{N}$. π_i i . düğüm olsun
 - 4: **for** $i=1$ to N **do**
 - 5: **if** $\pi_i \in \mathcal{U}$ **then**
 - 6: Bul: $j^* = \arg \max_{j \in \mathcal{U}, j \neq \pi_i} \{E(\pi_i) + E(j) - E(\pi_i, j)\}$ % *En büyük iyileştirme*
 - 7: **if** $E(\pi_i) + E(j^*) - E(\pi_i, j^*) > 0$ **then**
 - 8: Güncelle $\mathcal{S} = \mathcal{S} + (\pi_i, j^*)$ % π_i and j^* eşleme yapıldı
 - 9: $\mathcal{U} = \mathcal{U} - \pi_i, \mathcal{U} = \mathcal{U} - j^*$
 - 10: **else**
 - 11: Güncelle $\mathcal{S} = \mathcal{S} + (\pi_i)$ % π_i tek başına
 - 12: $\mathcal{U} = \mathcal{U} - \pi_i$
 - 13: **end if**
 - 14: **end if**
 - 15: **end for**
-

3.7 BENZETİM SONUÇLARI

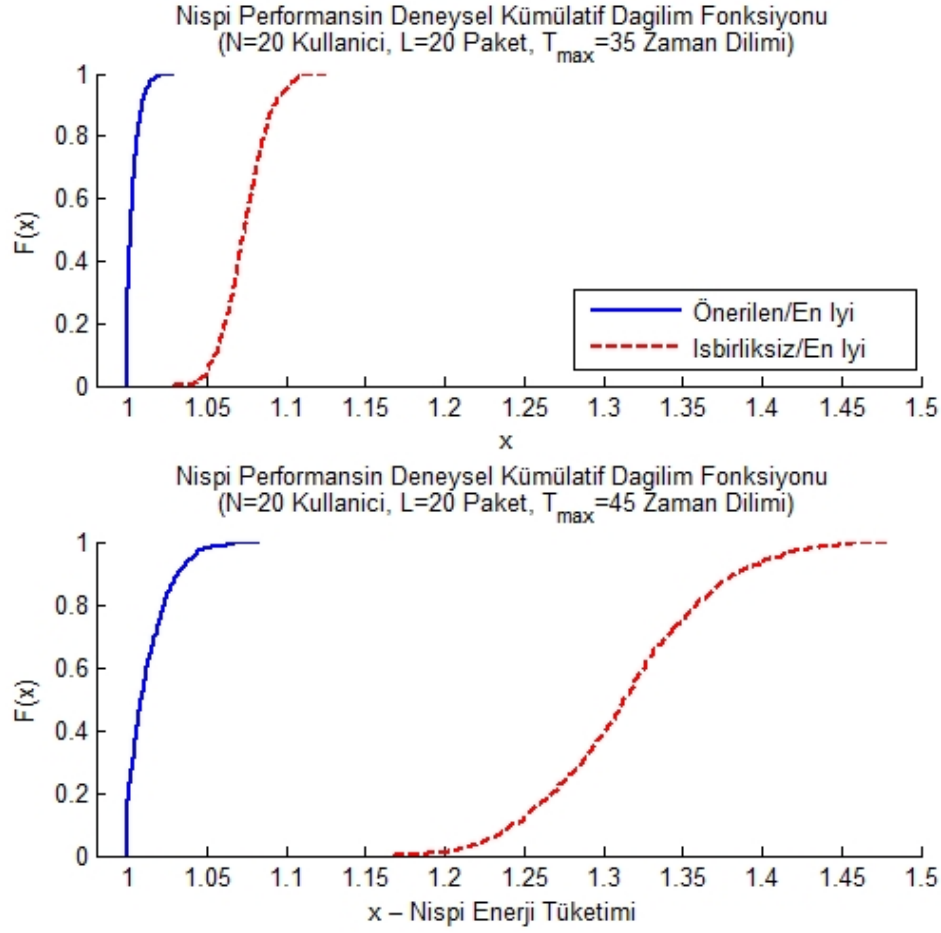
Düğümleler 250m yarıçaplı dairesel bir alandadır ve kaynak düğümü bu alanın merkezde yer almaktadır. Bant genişliği 1MHz ve gürültünün güç spektral yoğunluğu -174dBm'dir. Yol kaybı modeli $-38.4 + 35\log_{10}(d_{i,j})$ 'dir. T_{max} sürede $L = 20$ paket iletilmektedir. Değişik kullanıcı sayısı ve zaman kısıtları için benzetimler yapılacaktır.

Benzetimlerde üç algoritma karşılaştırılmaktadır,

- 1) En iyi çözüm,
- 2) Önerilen algoritma,
- 3) Her düğümün yalnız başına paket aldığı işbirliksiz durum.

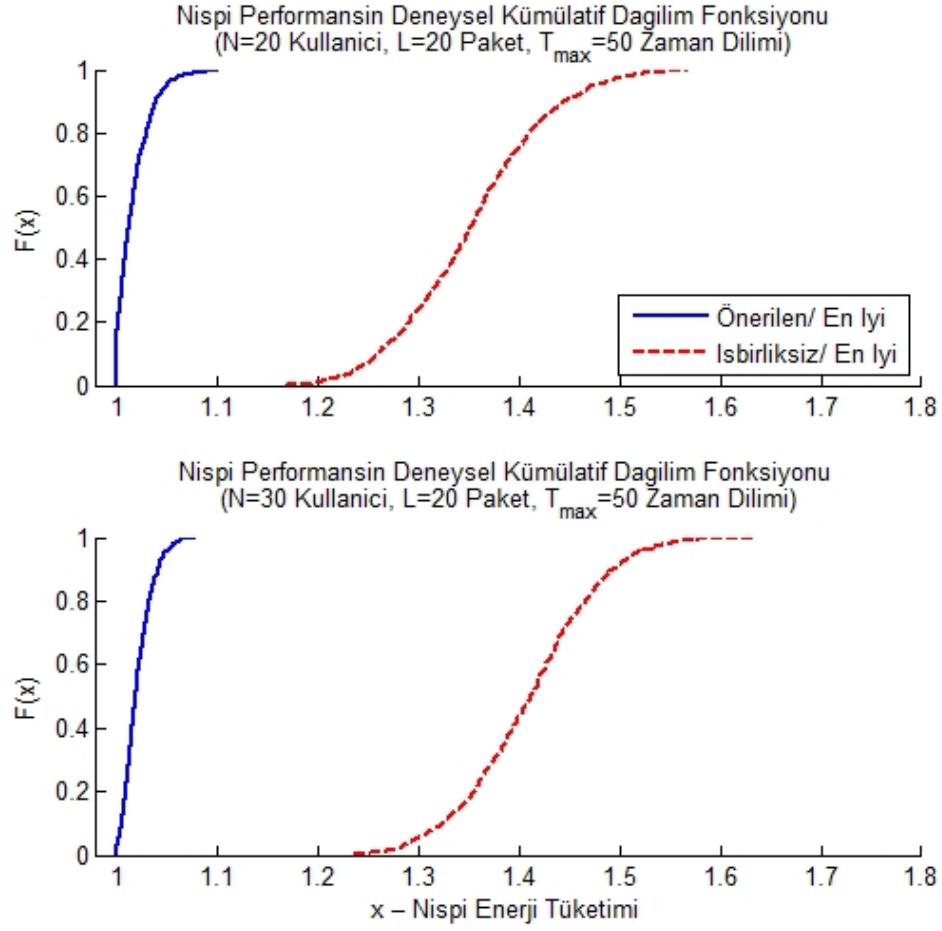
Karşılaştırma şu şekilde yapılmaktadır. Her 3 algoritma 1000 adet rastgele topoloji için çalıştırılmaktadır ve uzunluğu 1000 olan başarımlar vektörleri elde edilmektedir. Üç algoritmanın da aynı 1000 topoloji için çalıştırılması sağlanmıştır. Daha sonra en iyi olmayan 2 algoritmanın enerji vektörü en iyi olana bölünmüş, ve göreceli başarımlar vektörleri elde edilmiştir.

Şekil 3.2 20 kullanıcı bir sistem ele alınmıştır. Kullanıcılara 20'şer adet paket iletilmektedir. Üstteki grafik ortalama zaman dilimi kısıtının 35 zaman dilimi olduğu durumdur. Altındaki grafik ise bu kısıtın 45 zaman dilimi olduğu durumdaki başarımlardır. İki grafikte de görülmektedir ki, önerdiğimiz algoritma en iyiye çok yakın sonuçlar vermiştir. Özellikle zaman limiti az iken en iyiye %1 – 2 yakınlıktadır. Zaman limiti arttığında işbirliksiz yöntemin en iyiye göre %50'ye varan oranlarda daha fazla enerji harcadığı görülmektedir.



Şekil 3.2: $N=20$ Kullanıcılı Bir Sistemde Her Kullanıcıya $L=20$ Paketin $T_{max}=35$ ve 45 Ortalama Zaman Dilimi Kısıtıyla Gönderimi

Şekil 3.3'te üstteki grafik 20, alttaki grafik ise 30 kullanıcılı sistemlerdeki başarımlardır. Görüldüğü üzere iki durumda da önerdiğimiz işbirlikli yöntem en iyi duruma %10'dan daha yakındır. Oysa ki kullanıcı sayısı arttığında işbiriksiz yöntemin %60'a varan oranlarda en iyiden uzaklaştığını görmekteyiz.



Şekil 3.3: N=20 ve 30 Kullanıcılı Sistemlerde Her Kullanıcıya L=20 Paketin $T_{max}=50$ Ortalama Zaman Dilimi Kısıtıyla Gönderimi

3.8 SONUÇLAR

Çalışmamızın bu kısmında, kaynaktan kullanıcılara veri paketleri iletilen bir sistemi ele alındık. Buradaki amacımız, oransız kodların kullanıldığı durumda iki kullanıcı eşleşmeler yaparak kullanıcıların birbirinden yardım almasını sağlayıp enerji sarfiyatını azaltmaktır. Problemin en iyi çözümü ikili tamsayı programlama ile bulunmuştur, bunun yanında en iyi sonuca yakın bir algoritma önerilmiştir. Benzetim sonuçlarına göre önerdiğimiz algoritmanın işbirliksiz yöntemle kıyasla enerji sarfiyatında kayda değer iyileşme sağladığı ve bazı durumlarda en iyi çözümün başarımına %1 – 2 oranında yakın olduğu görülmektedir.

4. BİRDEN FAZDA BAZ İSTASYONU İLE DFBÇE TABANLI ÇOĞA GÖNDERİM

4.1 GİRİŞ

Dikgen Frekans Bölmeli Çoğullama (DFBÇ) geniş bant kablosuz sistemlerde frekans seçmeli sönümleme ile mücadele etmek için kullanılan tekniklerden biridir. Bu teknik ile bilgi alt kanal diye tabir edilen dar bantlı iletim kanalları üzerinden gönderilmektedir. Her kullanıcının farklı frekans seçmeli sönümlemeyle karşılaştığı birden çok kullanıcı bir sistemde, DFBÇ mantıklı bir biçimde alt kanalları kullanıcılara tahsis ederek bir çoklu erişim tekniği gibi kullanılabilir ¹.

IP radyo yayını ve Mobil TV gibi kablosuz çoğa gönderim/ yayımlama servisleri geniş bant kablosuz erişim sistemlerinin ilgi gören uygulamalarındandır [28]. “Otomatik Tekrar İsteği” ve “Melez Otomatik Tekrar İsteği” (ARQ ve HARQ) gibi bireysel geri besleme tabanlı sistemler fazla miktarda geri besleme gerektirdiği için çoğa gönderim sistemlerinde kullanılamamaktadır, bu sistemlerde çıktıyı sınırlayan gürbüz kipleme ve modülasyon yöntemleri kullanılmaktadır. Bu yüzden, DFBÇ tabanlı sistemlerde çok noktaya iletim fazlaca ilgi görmüştür. Geleneksel olarak çok noktalı kaynak tahsisinde baz istasyonu çoklu iletim grubundaki en kötü kanal kazancına sahip kullanıcıya bakar [29].

DFBÇ tabanlı bir sistemde, her alt kanalın çoğa gönderim hızı o alt kanalın kullanıcıları arasında en kötü kanal kazancına sahip olan tarafından belirlenir. [29]’daki çalışmada, toplam çıktı birden fazla çoğa gönderim grubu nezdinde maksimize edilmiştir. Bazı karmaşık olmayan kaynak tahsis yöntemleri de bu makalede önerilmiştir. [30]’deki çalışma, toplam veri akış hızını DFBÇ’nin yanısıra “Çoklu Açıklama Kodlaması”(MDC) [31] kullanarak geliştirir. Bu

¹Dikgen Frekans Bölmeli Çoklu Erişim (DFBÇE)

yöntemde, bilgi (tercihen video, konuşma yada resim) katmanlar halinde kodlanmıştır. Daha iyi kanal durumuna sahip kullanıcılar aynı yayını daha iyi kalitede alırlar. Buna rağmen [30]'deki çalışma eşitliği düşünmemiştir ve kötü kanal durumlu kullanıcılar daha az yarar sağlarlar. Kötü kanallı kullanıcıların alış oranı gruptaki kullanıcıların sayısının artmasıyla belirgin bir şekilde azalır.

[32]'daki çalışmada, en kötü kullanıcı hızı Reed-Solomon kodları üzerine bir teknik kullanarak belirgin bir şekilde geliştirilmektedir. Alınan bilgi Reed-Solomon kodu gibi silinti bir kod kullanılarak kodlanmıştır ve alıcı bilgiyi yeterli miktarda kodlanmış veri aldığı sürece çözebilmektedir. Bu yolla her kullanıcı bilgiyi kendi en iyi alt kanallarını kullanarak alabilirler ve alt kanal kapasiteleri en kötü kullanıcının kanal durumuyla sınırlanamaz. [32]'de, çoklu yayın adresleri de çalışılmıştır. Bu çalışmadaki amaç çoklu yayın veri hızını en üst seviyeye çıkarmak (tekli grup durumunda) ve en az çoklu yayın veri hızını en üst seviyeye çıkarmaktır (çoklu oturum durumunda). [33]'de çalışmalarımızı [32] üzerinden yaptık ve probleme karışık ikili tamsayı ve doğrusal programlamayı kullanarak en iyi bir çözüm öneriyoruz. Biz standart altı [32]'den daha iyi bir başarımlı veren bir algoritma daha öneriyoruz. Başarımlı ve karmaşıklıkta iyileşmeler kullanıcılar ve gruplar arttıkça daha belirginleşmektedir. [34]'deki çalışma çok atlamalı çoğa gönderim ile ilgilidir, bu çalışmada anahtarlarma düğümleri bilgiyi çözmek için röleler olarak kullanılmışlardır.

Bu çalışma aynı zamanda *oransız kodlar* ve *ortak bilgi birikimi* literatürü ile de bağlantılıdır. Oransız kodlar ile ilgili teorik bilgiye çalışmamızın birinci kısmında yer verilmiştir. Kablosuz ağlarda ortak bilgi birikimi nezdinde en iyi yol atama üzerine yapılan bazı yeni çalışmalar [16], [17], [18], [19]'dur.

Önceki çalışmanın aksine, bu çalışmada birden fazla baz istasyonunun kullanıldığını ve baz istasyonu iletimlerinin çoğa gönderim hızının toplam güç kısıtına bağlı kalmak şartıyla azami seviyeye çekilmesi için koordine edildiği varsayıyoruz. Buradaki problem, her alt kanalda iletim yapacak baz istasyonlarının, her alt kanala gönderilecek bit sayısının ve her alt kanaldan yapılan iletimi çözecek kullanıcıların belirlenmesidir. Bir kullanıcı için iyi olan bir baz istasyonu diğerleri için uzak olabilir ve buda baz istasyon tahsisini çok önemli yapar.

Bu çalışmada önerilen algoritmalar birden fazla baz istasyonunun hücrel alan üzerine dağıtılıp iletimlerinin koordine edilmesi ile spektral verimliliği artıran ve ya çekim alanını genişleten bir çeşit “Coordinated Multipoint” (CoMP) gönderimi olarak düşünülebilir [35]. Bu çeşit bir aktarım dağıtılmış bir anten sistemi yardımıyla da yapılabilir. Birden fazla baz istasyonu olduğu durumlarda kaynak tahsisi kararı baz istasyonu yöneticisi tarafından verilebilir ve dağıtılmış anten sisteminde de aynı karar bir baz istasyonu tarafından verilebilir.

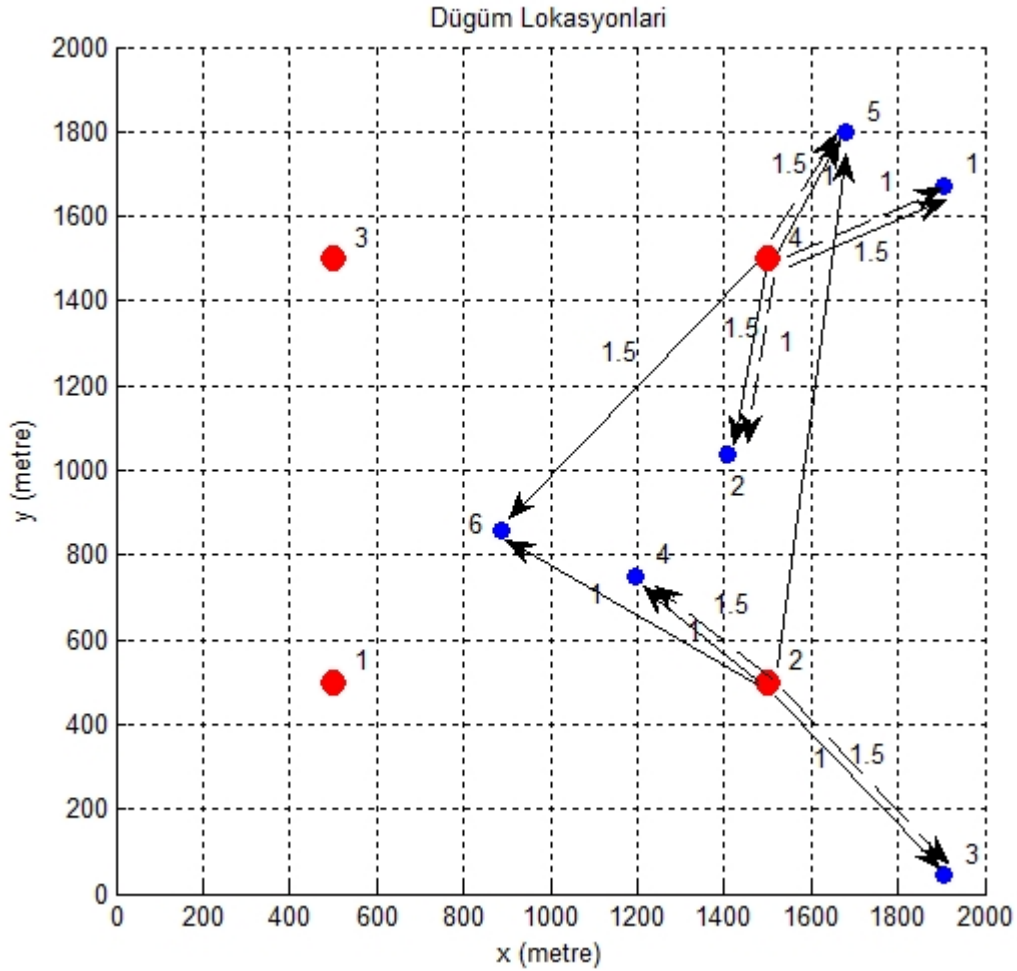
4.2 SİSTEM MODELİ ve PROBLEM FORMÜLASYONU

S adet baz istasyonu, K kullanıcı bir gruba çoğa gönderim iletimi yapmaktadır (Şekil 4.1). Toplam bant genişliği W bant genişliği $W_{alt} = W/N$ olan N alt kanala bölünmüştür. Her alt kanal tek bir baz istasyonu tarafından kullanılabilir bu yüzden girişim olmamaktadır. Birden fazla baz istasyonunun iletim yaptığı durumlar enerji verimliliğini artırmaktadır fakat bu durum gelecek araştırmaların konusudur.

Baz istasyonu s , kullanıcı k ve alt kanal n arasındaki kanal kazancı $h_{n,s,k}$ ile ifade edilmektedir ve bu bilginin kontrolör tarafından bilindiği varsayılmaktadır. Bu kanal kazancı mesafe tabanlı yol kaybı, gölgelenme ve Rayleigh sönümlemesini içermektedir. Her alt kanal düz sönümleme ile güç spektral yoğunluğu N_0W_{alt} olan toplamalı beyaz Gauss gürültüsüne maruz kalmaktadır. Çoğa gönderim mesajını çözebilmek için her kullanıcı R_0 bps hızında veri toplamalıdır. Silinti kodların bir çeşidi (Reed Solomon kodları veya Fountain kodları) kullanılmaktadır bu yüzden eğer bir kullanıcı belirli bir sayıdan daha fazla biti çözdükten sonra çoğa gönderim mesajını çözmüş olmaktadır. Her kullanıcı gereken R_0 bps veri hızını farklı alt kanallardan biriktirebilmektedir. Kaynak tahsisi;

- 1) Her alt kanala bir baz istasyonu atanması,
- 2) Alt kanaldan iletilen veriyi çözecek kullanıcı kümesinin belirlenmesi,
- 3) Her alt kanaldan kaç tane bit iletileceğinin belirlenmesi

kısımlarını içermektedir. Bir alt kanalın iletim hızının ayrık \mathcal{C} kümesinden seçildiği varsayılmaktadır. Söz konusu kümeyi $\mathcal{C} = \{C^1 = 0, C^2, \dots, C^M\}$ şeklinde ifade edersek C^M bir alt kanaldan iletebilecek en fazla bit sayısı olmaktadır.



Şekil 4.1: 2 Numaralı baz istasyonu alt kanal 1'den 1.5 bps/Hz hızı ile, düğüm 3 ve 4'e iletim yapmaktadır. 2 Numaralı baz istasyonu aynı zamanda alt kanal 4'ten 1bps/Hz hızı ile 3,4 ve 5 numaralı düğümlere iletim yapmaktadır. 4 Numaralı baz istasyonu alt kanal 2'den 1.5 bps/Hz hız ile 1,2 ve 5 numaralı düğümlere iletim yapmaktadır. 4 Numaralı baz istasyonu aynı zamanda alt kanal 3 ten 1 bps/Hz hızı ile 1,2 ve 5 numaralı düğümlere iletim yapmaktadır. 5 numaralı alt kanal kullanılmamaktadır.

Bit hata oranı (BER) gereksinimine bağlı olarak bütün bu iletim seviyeleri söz konusu hıza ulaşmak için belirli bir asgari sinyal gürültü oranına (SGO) karşılık

gelmektedir. Bu sinyal gürültü oranı $f_m, m = 1 \dots M$, ve $f_1 = 0$ olarak ifade edilebilir. Bu aşamada $x_{n,k}^{s,m}$ diye bir belirteç tanımlıyoruz. Bu belirteç eğer baz istasyonu s alt kanal n den c_m hızıyla iletim yapıyorsa ve bu iletim en iyi k kullanıcı tarafından alınıyorsa bir (1) değerini almaktadır. Ayrıca her i kullanıcısı için bir hız matrisi $R_{n,k}^{s,m}(i)$ tanımlıyoruz. Eğer s baz istasyonu n alt kanalından c_m hızı ile iletim yapıyor ve en iyi k kullanıcı arasından i kullanıcısı iletilen bilgiyi çözüyor ise $R_{n,k}^{s,m}(i)$ indisi c_m değerini almaktadır. Bunların yanı sıra birde güç matrisi tanımlıyoruz.

$$P_{n,k}^{s,m} = \max_{i \in \pi_k^{n,s}} \left\{ \frac{f_m N_0 W_{alt}}{h_{n,s,i}} \right\}, \forall n \in \mathcal{N}, s \in \mathcal{S}, k \in \mathcal{K}, m \in \mathcal{M}, \quad (4.1)$$

$\pi_k^{n,s}$ ifadesi s baz istasyonundan ve n alt kanalından alım yapan en iyi k kullanıcının kümesidir. Bunun anlamı, s baz istasyonundan ve alt kanal n üzerinden c_m hızıyla iletim yapıldığında en iyi k 'ncü kullanıcı için gerekli güç miktarıdır.

En iyi kaynak tahsisi problemi aşağıdaki gibi formüle edilmiştir.

$$\max_{\mathbf{x}} R_0 \quad (4.2)$$

s.t.

$$P_T \geq \sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{s \in \mathcal{S}} \sum_{k \in \mathcal{K}} \sum_{m \in \mathcal{M}} x_{n,k}^{s,m} P_{n,k}^{s,m} \quad (4.3)$$

$$R_0 \leq \sum_{n \in \mathcal{N}} \sum_{s \in \mathcal{S}} \sum_{k \in \mathcal{K}} \sum_{m \in \mathcal{M}} x_{n,k}^{s,m} R_{n,k}^{s,m}(i), \forall i \in \mathcal{K} \quad (4.4)$$

$$1 \geq \sum_{s \in \mathcal{S}} \sum_{k \in \mathcal{K}} \sum_{m \in \mathcal{M}} x_{n,k}^{s,m}, \forall n \in \mathcal{N} \quad (4.5)$$

$$x_{n,k}^{s,m} \in \{0, 1\}, \forall n \in \mathcal{N}, s \in \mathcal{S}, k \in \mathcal{K}, m \in \mathcal{M} \quad (4.6)$$

Amaç fonksiyonu (4.2) çoğa gönderim grubu içerisindeki erişilebilen asgari kullanıcı hızının enbüyüklenmesi içindir. Kısıt (4.3) toplam güç kısıtıdır. Kısıt (4.4) her kullanıcının R_0 değerini geçtiğini temin etmektedir. Kısıt (4.5) tek baz istasyonu tek iletim hızı ve tek bir sayıda en iyi k kullanıcının her alt kanal için belirlenmesini sağlamaktadır. Son olarak kısıt (4.6) karar değişkeni $x_{n,k}^{s,m}$ için ikili tamsayılı kısıttır. Bu problem CPLEX gibi karışık ikili tamsayılı

doğrusal programlama çözücülerini ile çözülebilir. GAMS (General Algebraic Modelling System) CPLEX ve diğer birçok çözücüyü içeren bir eniyileme yazılımıdır ve çeşitli tiplerde (doğrusal, doğrusal olmayan, karışık tamsayı vb.) eniyileme problemlerini çözebilmektedir. Bu amaçla karar ve güç matrisleri vektörlere dönüştürülmüştür. Her kullanıcı için oluşturulan hız matrisi de vektöre dönüştürülmüştür.(4.4) ve (4.5) numaralı kısıtlar matris eşitsizliği şeklinde yazılabilmektedir.

Önerilen, denektaşı ve en iyi algoritma arasında adil bir karşılaştırma yapabilmek için hepsini aynı rastgele değişkenler için koşturduk. Bu amaçla en iyi çözümü bulmak için MATLAB üzerinden ağ topolojisi ve kanal durumlarını, GAMS üzerinde ise eniyileme problemini oluşturduk. GAMS kodunu bir MATLAB fonksiyonu gibi çağırdık. GAMS kodu ağ parametrelerini MATLAB'dan okuyarak en iyi çözümü buldu. Daha sonra da çözümü MATLAB'a geri yazdırdı. GAMS ile MATLAB arasındaki arayüzü oluşturmak için rgdx ve wrdx şablonlarını kullandık.

4.3 ÖNERİLEN ALGORİTMA

Toplam güç P_T 'nin alt kanallara eşit olarak (P_T/N) bölündüğünü varsayalım. $b_{k,n,s}$ indisi s baz istasyonundan k düğümüne n alt kanalını kullanarak P_T/N iletim gücü ile iletilen bit sayısını ifade etmektedir ($C_{b_{k,n,s}}$ bps/Hz alma hızını ifade etmektedir). Bunların yanı sıra n alt kanalından iletim yapan röleyi r_n , n alt kanalında kullanılan veri hızının indisi c_n (C_{c_n} iletilen bps/Hz) ve n alt kanalındaki iletimlerin enerji harcaması p_n ile ifade edilmektedir.

Önerilen algoritma üç aşamadan oluşmaktadır;

Algoritma 6'da tarif edilen ilk aşama erişilebilen gücü alt kanallara eşit olarak bölmektedir. Algoritma minimum kullanıcı hızını maksimize etmek yerine, $\sum_k (\frac{1}{R_k + \epsilon})^\gamma$ ifadesini maliyet fonksiyonu gibi minimize etmektedir. Burada γ büyük bir sayıdır, bu yüzden maliyet fonksiyonu en düşük kullanıcı hızı tarafından domine edilmektedir. Bu tarz bir maliyet fonksiyonunun tercih edilme nedeni kullanıcıların algoritmanın başında sıfır veri hızına sahip olmalarıdır.

Algoritma 6 Önerilen Algoritma: Aşama 1

```
1:  $b_{k,n,s} = 1, \forall n, k, s, c_n = 1, \forall n, s_n = 0, \forall n, p_n = P_T/N, \forall n$  olarak başlat
2:  $b_{k,n,s} = \arg \max_{m=1\dots M} \left\{ \frac{P_T}{N} \frac{h_{k,n,s}}{N_o W_{att}} \geq f_m \right\}, \forall k, n, s$  olarak hesapla
3:  $R_k = 0, \forall k \in \mathcal{K}, U_{min} = \sum_k \left( \frac{1}{R_k + \epsilon} \right)^\gamma$ 
4: while iyileşme olmadığı sürece do
5:   for  $n = 1 : \mathcal{N}$  do
6:     Başlat:  $m^* = 0, s^* = 0$ 
7:     for  $m = 1 : M$  do
8:       for  $s \in \mathcal{S}$  do
9:         Belirle:  $R'_k = R_k$ 
10:        Belirle:  $w'_{k,n} = w_{k,n}, \forall k, n$ 
11:        Belirle:  $w'_{k,n} = m$  if  $b_{k,n,s} \geq m, w'_{k,n} = 1$  else,  $\forall k$ 
12:        Hesapla:  $R'_k = \sum_{n=1}^N C_{w_{k,n}}, \forall k$ 
13:        if  $\sum_k \left( \frac{1}{R'_k + \epsilon} \right)^\gamma < U_{min}$  then
14:          Belirle:  $U_{min} = \sum_k \left( \frac{1}{R'_k + \epsilon} \right)^\gamma$ 
15:          Belirle  $m^* = m, s^* = s$ 
16:        end if
17:      end for
18:    end for
19:    if  $m^* > 0$  then
20:      Belirle  $s_n = s^*, c_n = m^*$ 
21:      Belirle  $w'_{k,n} = m^*$  if  $b_{k,n,s^*} \geq m^*, w'_{k,n} = 1$  else,  $\forall k$ 
22:    else
23:      “İyileşme yok”
24:    end if
25:  end for
26: end while
27: Altkanal güçlerini hesapla:  $p_n = \max_k \text{ s.t. } w_{k,n,s_n} > 1 \left\{ \frac{f_{c_n} N_o W_{att}}{h_{k,n,s_n}} \right\}, \forall n$ 
```

Eğer maksimum-minimum hız kriterini kullansaydık ilk alt kanal ve bit tahsisi hala sıfır ile sonuçlanabilecekti ve bu yüzden algoritma devam edemeyecekti. Diğer taraftan önerilen fayda fonksiyonu her yeni tahsis kararından sonra güncellenebilir, ve büyük γ için en küçük kullanıcı hızını azami değere çekmeye eşdeğerdir. ϵ parametresi ise küçük bir sayıdır ve sıfıra bölünmeyi engeller.

Algoritmanın 4-26 satırları ana döngüdür. 5-25 satırlarında ise algoritma diğer alt kanalların tahsisleri sabitmiş gibi dikkate alarak her alt kanalı kontrol eder. Her alt kanal için olası bit sayısı (Satır 7) ve baz istasyonu tahsislerine bakar (Satır 8). Satır 12’de her bit ve baz istasyonu tahsisi için çoğa gönderim hızını

hesaplar ve Satır 19'da fayda fonksiyonunu asgari değere ulaştırın tahsisi bulur. Eğer bir gelişme yoksa algoritma sona erer . En sonunda(Satır 27) algoritma verilen sayıda bit verilen sayıda kullanıcıya verilen baz istasyonlarından iletmek için gereken asgari gücü bulmuş olur. Aşama 1'in karmaşıklığı baz istasyonu, alt kanal ve kullanıcı sayısı ile yaklaşık olarak doğrusal olarak ilişkilidir. Her iterasyonda, bütün alt kanallar, bit sayısı ve baz istasyonları kontrol edildiği için her bir iterasyonun karmaşıklığı $O(NMS)$ olmaktadır. Böylece, I_1 'nin *while* döngüsünün dönüş sayısı olduğu durumda Aşama 1'in karmaşıklığı $O(NMSI_1)$ olmaktadır.

Önerilen algoritmanın 2. aşaması (Algoritma 7) gereksiz güç tahsislerini bulup çoğa gönderim hızını düşürmeden toplam güç tahsisini azaltmaktadır. Bu yüzden 3. aşamanın çoğa gönderim hızını geliştirmek için daha iyi olduğu değerlendirilmiştir.

Algoritma 7 Önerilen Algoritma: Aşama 2

```

1: while güç sarfiyatı azaldığı sürece do
2:   Başlat  $\Delta p_n = 0, \forall n$ 
3:   for n=1:N do
4:     if  $c_n > 1$  then
5:       Belirle  $w'_{k,n} = w_{k,n}, \forall k, n$ 
6:       Belirle  $w'_{k,n} = \max(1, w_{k,n} - 1), \forall k$ 
7:       if  $\min_k \{ \sum_{n=1}^N C_{w'_{k,n}} \} \geq \min_k R_k$  then
8:          $\Delta p_n = p_n - \max_k \text{ s.t. } w'_{k,n,s_n} > 1 \left\{ \frac{f_{c_n} N_o W_{alt}}{h_{k,n,s_n}} \right\}$ 
9:       end if
10:    end if
11:  end for
12:  if  $\max \Delta p_n > 0$  then
13:     $n^* = \arg \max_n (\Delta p_n)$ 
14:    Belirle  $w_{k,n^*} = \max(1, w_{k,n^*} - 1), \forall k$ 
15:    Altkanal gücünü güncelle  $p_{n^*} = \max_k \text{ s.t. } w_{k,n^*,s_{n^*}} > 1 \left\{ \frac{f_{c_{n^*}} N_o W_{alt}}{h_{k,n^*,s_{n^*}}} \right\}$ 
16:  else
17:    Bitir
18:  end if
19: end while

```

2. Aşama ana bir döngüden oluşmaktadır. (Satırlar 1-19). Algoritmanın ana döngüsü her alt kanalı kontrol etmektedir (Satırlar 3-11). Eğer tahsis edilen bit

sayısı değeri c_n 'nin bir seviye azalması, asgari kullanıcı hızının düşmesine neden olmuyor ise (Satır 7) algoritma güç tasarrufu miktarı Δp_n değerini hesaplar (Satır 8). Algoritma daha sonra asgari miktarda güç azalmasına olanak sağlayan alt kanalı bulur ve o alt kanaldan iletilen bit sayısını bir seviye azaltır (Satırlar 13-15). Eğer bir azalma elde edilemezse aşama sona erer (Satır 17). Aşama 2'de *while* döngüsü her iterasyonda N tane alt kanala bakar. Bu yüzden, I_2 'nin *while* döngüsünün dönüş sayısı olduğu durumda Aşama 2'nin karmaşıklığı $O(NI_2)$ olmaktadır.

Aşama 1 ve 2'nin sonucu olarak elimizde kayda değer miktarda artık güç olabilir, bu artık güç asgari kullanıcı hızını arttırmak için kullanılabilir.

Algoritma 8 Önerilen Algoritma : Aşama 3

```

1: while İyileşme olduğu sürece do
2:   Hesapla:  $P_{res} = P_T - \sum_n p_n$ 
3:   Hesapla:  $h_n^{min} = \min_{k:w_{k,n}>1} \{h_{k,n,r_n}\}, \forall n$ 
4:   Hesapla:  $\Delta p_n = N_o W_{alt}(f_{c_{n+1}} - f_{c_n})/h_n^{min}$  if  $c_n < M$ ,  $\Delta p_n = \infty$  else
5:   Bul  $k^* = \arg \min_n R_k$ 
6:   Bul  $n^* = \arg \min_{n:w_{k^*,n}>1} \{\Delta p_n\}$ 
7:   if  $\Delta p_{n^*} < P_{res}$  then
8:     Güncelle  $c_{n^*} = c_{n^*} + 1$ ,  $p_{n^*} = p_{n^*} + \Delta p_{n^*}$ 
9:     Güncelle  $w_{k,n^*} = w_{k,n^*} + 1$  if  $w_{k,n^*} = c_{n^*}$ ,  $w_{k,n^*} = 1$  else  $\forall k$ 
10:    Güncelle  $R_k = \sum_{n=1}^N C_{w_{k,n}}, \forall k$ 
11:   else
12:     bitir
13:   end if
14: end while

```

Algoritmanın 3. aşaması artık gücü hesaplar ve bu gücü grubun çoğa gönderim hızında en fazla artışı sağlamak için alt kanallara tahsis eder. Bu Levin-Campello algoritmasının modifiye edilmiş bir halidir [36] ve aslen [32]'deki çalışmada artık güçleri kullanmak, daha fazla bit göndermek ve çoğa gönderim hızını arttırmak için önerilmiştir. 3. Aşama aynı zamanda bir ana döngüden oluşmaktadır (Satırlar 1-14). İlk önce satır 2 de artık güç hesaplanır. Daha sonra bütün alt kanallar için iletilen bit sayısını bir adım ileriye taşımak için gereken güç hesaplanır (Satırlar 3, 4). Akabinde en düşük hıza sahip kullanıcı bulunur (Satır 5). Eğer birden fazla en düşük hıza sahip kullanıcı var ise bu kullanıcılardan bir tanesini rastgele seçilebilmektedir. k^* ya tahsis edilen alt kanallar arasında

en az fazladan enerjiyi gereksinimine sahip olan n^* bulunur (Satır 6). n^* alt kanalına tahsis edilen bit miktarı c^{n^*} bir basamak arttırılır. Artık güç miktarı güncellenir. Bu işlem artık güç miktarı asgari kullanıcı hızını yükseltmeyecek seviyeye gelene kadar devam eder (Satır 12). Gerçek uygulamalarda karmaşıklığı azaltmak için 3. ve 5. satırlar *while* döngüsünden önce hesaplanıp Satır 10'dan sonra güncellenebilir. I_3 'ün *while* döngüsünün dönüş sayısı olduğu durumda Aşama 3'ün karmaşıklığı $O(NKI_3)$ olmaktadır.

4.4 DENEKTAŞI ALGORİTMALAR

Bilgimiz dahilinde, bu çalışma birden fazla baz istasyonu ve silinti kodlar ile DFBC tabanlı çoğa gönderim konusuna odaklanan ilk çalışma. Bu yüzden önerdiğimiz algoritmayı, kendisine nazaran daha az kabiliyete sahip, diğer bir tabirle bit ve baz istasyonu tahsisi daha basit olan bir algoritmaya göre de değerlendirdik. Bu sayede daha geniş çaplı bir karşılaştırma yapma fırsatımız oldu.

Algoritma 9'deki denektaş algoritma, baz istasyonu ve bit tayini olmak üzere iki aşamadan oluşmaktadır. İlk aşama çok basit olarak alt kanalları baz istasyonlarına Round-Robin yaklaşımı ile tahsis ediyor (Örneğin 1'den 25'e kadar olan alt kanallar 4 baz istasyonuna tahsis ediliyor. $r_1 = 1, r_2 = 2, r_3 = 3, r_4 = 4, r_5 = 1, r_6 = 2, r_7 = 3, r_8 = 4, \dots, r_{24} = 4, r_{25} = 1$). Bu algoritmaya göre her alt kanaldan eşit sayıda bit transfer ediliyor. Bu aşama C_1 den C_M e kadar her bit indeksini kontrol ederek erişilebilecek en düşük kullanıcı hızını hesaplıyor ve en çoklayan değeri seçiyor. Denektaş algoritmanın karmaşıklığı $O(KNM)$ olmaktadır. Çünkü algoritma baz istasyonlarını altkanallara hiç bir karmaşık işlem uygulamadan atamaktadır. Daha sonra bit hızlarını teker teker atayarak bütün kullanıcıların bütün alt kanallarda erişebilecekleri hızları hesaplamaktadır.

Bu çalışmamızda aynı zamanda “Merkezi Olmayan” algoritmayı da ele aldık. Bu algorithmada her kullanıcıya sadece bir baz istasyonu tarafından servis sağlanmaktadır. Baz istasyonu-kullanıcı eşleşmesi yapılırken kanal kazançları dikkate alınmaktadır. Böylece, her kullanıcı ortalama kanal kazancının en fazla

Algoritma 9 Denektaşı Algoritma

- 1: Belirle $b_{k,n,s} = 1, \forall n, k, s, c_n = 1, \forall n, s_n = 0, \forall n, p_n = P_T/N, \forall n, \text{sayaç}=1$;
 - 2: Baz İstasyonu Tahsisi
 - 3: **for** $n \in \mathcal{N}$ **do**
 - 4: $s_n = \text{sayaç}$
 - 5: $\text{sayaç}=\text{sayaç}+1$;
 - 6: **if** $\text{sayaç}=S$ **then**
 - 7: $\text{sayaç}=1$
 - 8: **end if**
 - 9: **end for**
 - 10: Bit Tahsisi:
 - 11: Hesapla $b_{k,n,s_n} = \arg \max_{m=1\dots M} \left\{ \frac{P_T}{N} \frac{h_{k,n,s_n}}{N_o W_{alt}} \geq f_m \right\}, \forall k, n$
 - 12: Başlat $R_{max} = 0, w_{k,n} = 1, \forall k, n$
 - 13: **for** $m = 1 : M$ **do**
 - 14: Hesapla $R'_k = R_k$
 - 15: $w'_{k,n} = m$ if $b_{k,n,s_n} \geq m, w'_{k,n} = 1$ else, $\forall k, n$
 - 16: Hesapla $R'_k = \sum_{n=1}^N C_{w'_{k,n}}, \forall k$
 - 17: **if** $\min_k \{R'_k\} < R_{max}$ **then**
 - 18: $R_{max} = \min_k \{R'_k\}$
 - 19: $w_{k,n} = w'_{k,n}, \forall k, n$
 - 20: Hesapla $R_k = \sum_{n=1}^N C_{w_{k,n}}, \forall k$
 - 21: **end if**
 - 22: **end for**
 - 23: Altkanal güçlerini hesapla $p_n = \max_k \text{ s.t. } w_{k,n,s_n} > 1 \left\{ \frac{f_{c_n} N_o W_{alt}}{h_{k,n,s_n}} \right\}, \forall n$
-

olduğu baz istasyonundan hizmet almaktadır. Altkanallar ve toplam güç baz istasyonları arasında eşit olarak paylaştırılmıştır. Algoritmanın geri kalanı ise Önerilen Algoritma 1 ile aynıdır. Fakat her baz istasyonu için bağımsız olarak uygulanmıştır. Bu algoritmanın sağladığı fayda, her baz istasyonunun kendi kaynak tahsisini eş zamanlı olarak merkezi olmayan bir biçimde yapmasıdır.

Her durum için kullanıcı sayısı ve altkanal sayısı ortalamada S kadar az olduğu için bu algoritmamızda Aşama 1, 2 ve 3'ün karmaşıklıkları sırasıyla $O(NMI_1/S)$, $O(NI_2/S)$ ve $O(NKI_3/S^2)$ olmaktadır.

4.5 BENZETİM SONUÇLARI

Bu kısımda karşılaştırdığımız çözümler,

- 1) En iyi çözüm
- 2) Önerilen Algoritma (Aşama 1)
- 3) Önerilen Algoritma (Aşama 1+3)
- 4) Önerilen Algoritma (Aşama 1+2+3)
- 5) Denektaş Algoritma
- 6) Merkezi Olmayan Algoritma

Farklı düğüm pozisyonları ve kanal kazançlarına karşılık gelen 1000 farklı ağ durumu oluşturduk. Daha sonra 1000 farklı durum için her çözümün başarımını hesapladık. Sonuç olarak boyutu 1000 olan altı başarım (çoğa gönderim hızı) vektörü elde ettik. Beklenildiği gibi her durumda en iyi çözüme karşılık gelen vektör içlerinden en büyük değerlere sahip olanı oldu. Daha sonra her çözümün başarım vektörünü en iyi çözümün başarım vektörüne eleman bazında bölerek *nispi başarım* değerlerini hesapladık. Daha sonra elde ettiğimiz vektörlerin empirik kümülatif dağılım fonksiyonunun grafiğini çizdirdik. Bu grafik bize her çözümün en iyi çözüme olan yakınlığının istatistiksel bilgisini vermektedir. Bütün benzetimleri 2000×2000 metre ölçülerinde hücrel bir kare alanda $S = 4$ baz istasyonu ile yaptık. Baz istasyonları alana her zaman Şekil 4.1deki gibi yerleştirilmektedir. Düğüm sayılarının $K = 20, 30, 40$ olduğu durumlar için üç farklı simülasyon yaptık. Toplam bant genişliği $W_{toplama} = 20$ MHz olan DFBÇ tabanlı sistemimizde her birinin bant genişliği $W_{altkanal} = 200$ KHz olan $N = 100$ alt kanal bulunmaktadır [37]. İletimler güç spektral yoğunluğu $N_0 = -174$ dBm olan toplamalı beyaz Gauss gürültüsüne maruz kalmaktadır. Yol kaybı d metre cinsinden mesafe olmak koşulu ile $31.5 + 35 \times \log_{10} d$ olarak modellenmiştir. Bu yol kaybı modeli şehir dışı alanlarda ve görüş hattı olmayan iletim için standarttır [38]. Olasılık yoğunluk fonksiyonunu $f_s(s) = \frac{1}{8\sqrt{2\pi}} \exp\left(-\frac{s^2}{2 \times 8^2}\right)$ olan gölgelenme sönümlenmesinin 8 dB standart sapmaya sahip olduğunu varsayıyoruz. Gölgeleme ilintisizleşme uzaklığının $d_0 = 100$ metre olduğunu varsayıyoruz. Aralarındaki mesafe d olmak kaydı ile iki nokta arasındaki ilinti katsayısı $\exp\left(\frac{-d}{d_0}\right)$ 'dir [39]. İlintisiz gölgelenme sönümlemesi

değerleri $f_s(s)$ ile hesaplanmış olup, ilintili değerler Choleskey ayrıştırması ile oluşturulmuştur. Çok yollu sönümlemenin her alt kanal, kullanıcı ve baz istasyonu için bağımsızdır. Benzetimlerde kullanılan kipleme ve kodlama teknikleri Çizelge 4.1 de özetlenmiştir.

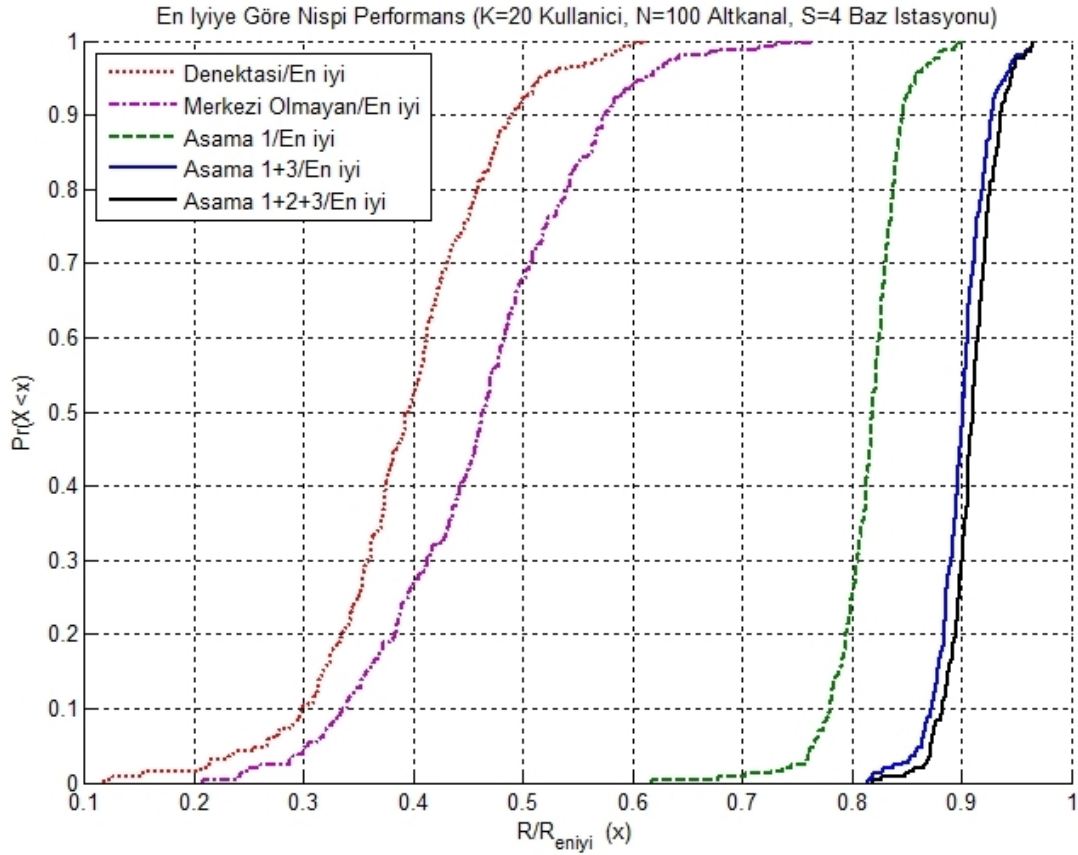
Örneğin, “QPSK 1/2 2x” ifadesi QPSK kiplemesinin 1/2 oranlı evrişimsel kodlama ve 2 kere tekrar kodlaması ile kullanıldığı anlamına gelmektedir [40].

Çizelge 4.1: Kipleme ve Kodlama Teknikleri, Spektral Verimlilikler ve SGO Eşik Değerleri

Kipleme	Kodlama	bps/Hz	SGO Eşiği (dB)
QPSK	1/2 2x	1/2	2
QPSK	1/2 1x	1	5
QPSK	3/4 1x	1.5	6
16 QAM	1/2 1x	2	10.5
16 QAM	3/4 1x	3	14
64 QAM	2/3 1x	4	18

Şekil 4.2, 4.3 ve 4.4 algoritma başarımlarının en iyi çözüme göre farklı durumlar için kümülatif dağılımlarını göstermektedir. Bu amaçla her algoritmayı 1000 farklı topoloji için test ettik. Sonuç olarak her algoritma için 1000×1 boyutunda bir performans vektörü elde ettik. Nispi performans vektörü ise algoritmalar için oluşturulan vektörlerin, en iyi çözüm için oluşturulan vektöre eleman bazında bölünmesi ile elde edilir.

Benzetimler 20 kullanıcı, 100 alt kanal, 4 baz istasyonu ve 40 Watt toplam güce göre yapılmıştır. Sonuçlar önerilen algoritmanın denektaşı algoritmasına göre kayda değer bir gelişim sağladığını göstermektedir. Çoğu zaman denektaşı algoritmanın çoğa gönderim hızı en iyi başarımın çoğa gönderim hızının yarısından daha azdır. Eğer önerilen algoritmanın sadece ilk kısmı uygulanırsa başarımı en iyi başarımın çoğu zaman %20 yakınlığında kalmaktadır. Eğer diğer etaplarda uygulanırsa başarımı en iyi başarımın %10 yakınlığına ulaşmaktadır. Merkezi olmayan algoritma ise denektaşı algoritmadan iyi olmasına rağmen en iyi çözümün sadece yarısı kadar çoğa gönderim hızına ulaşabilmektedir.

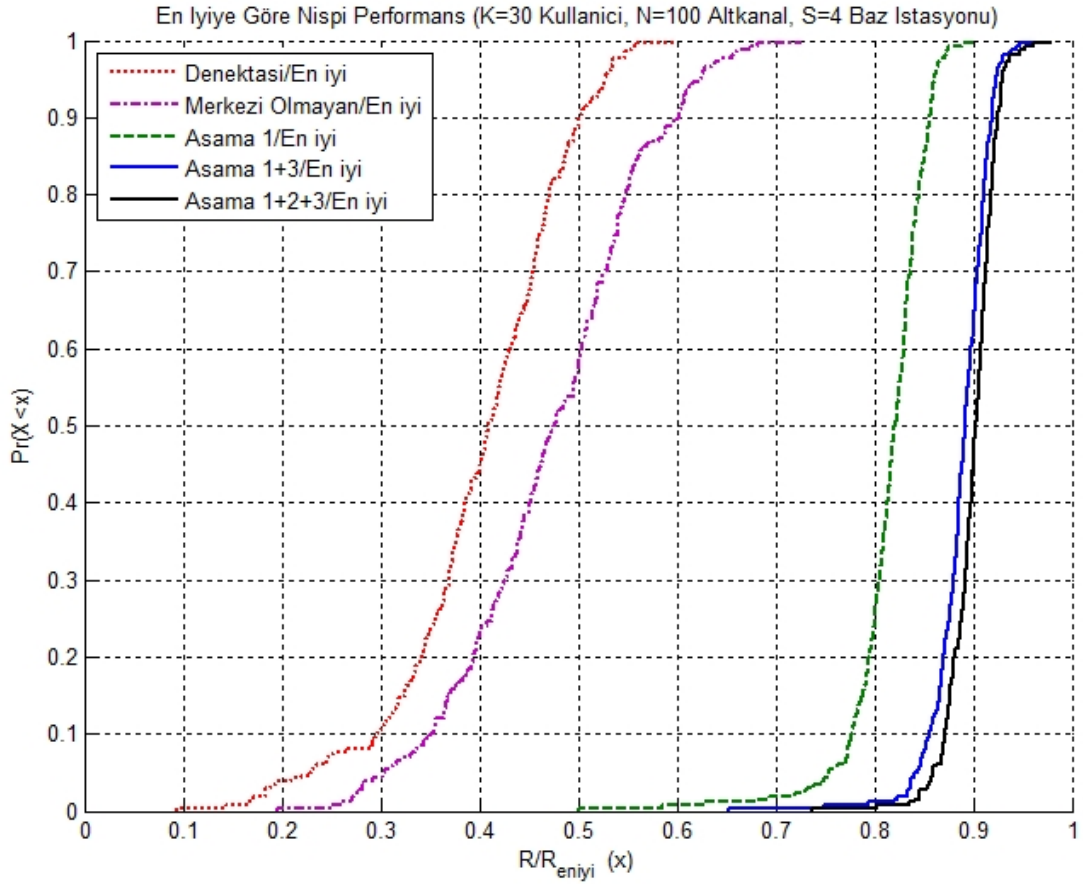


Şekil 4.2: Çoğa Gönderim Hızının Başarımının En İyi Çözüme Göre Kümülatif Dağılımı ($K = 20, N = 100, S = 4, P_T = 40$ W)

Şekil 4.3 ve 4.4, sırasıyla 30 ve 40 kullanıcıli durumlar için nispi başarımları göstermektedir. Genel karakteristikler benzerdir. Denektaş ve merkezi olmayan algoritmaların kullanıldığı çözümler en iyi çözüme göre benzer pozisyonadılar. Önerilen algoritmanın nispi başarımı yavaşça düşmesine rağmen genel olarak hala en iyi çözüme %12 – 13 yakınlıkta kalmaktadır.

Çizelge 4.2 çözümlerin gerçek ortalama çoğa gönderim başarımlarını göstermektedir. En iyi çözüm ile 20-25 Mbps çoğa gönderim hızına erişilebildiği görülmektedir. Önerilen algoritmanın başarımı ise aşama 1 ve 3 ile en iyi başarıma çok yakın bir başarımlar sergilemektedir. Diğer taraftan 40 kullanıcıli olan bir sistem için denektaş çözümü en iyi çözümün sadece %40'ı kadar bir başarımlar sergilemektedir.

Önerilen algoritma MATLAB da kodlanmıştır. Benzetimler 64 bitlik işletim sistemi olan, 2.53GHz Intel işlemciye ve 4GB RAM'e sahip standart dizüstü

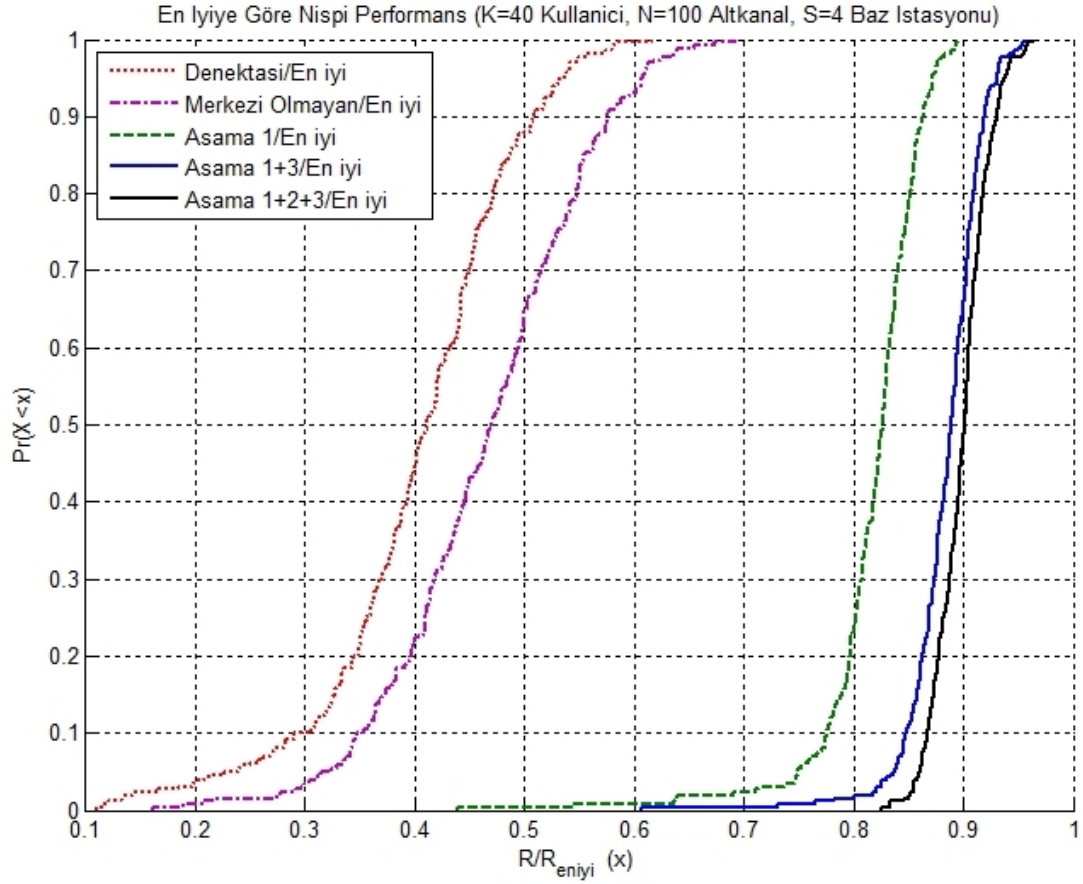


Şekil 4.3: Çoğa Gönderim Hızının Başarımının En İyi Çözüme Göre Kümülatif Dağılımı ($K = 30, N = 100, S = 4, P_T = 40$ W)

bilgisayarlarda yapılmıştır. Tahsis işlemi genel olarak 10 ms'den daha kısa sürelerde sonuçlanmıştır. Bu sonuç bize, yapılacak donanımsal uygulamalar ile sistemin koşu süresinin 1 ms'den daha kısa süreceği izlenimini verdi. Bu izlenim gerçek zamanlı uygulamalar için önerilen çözümün daha uygulanabilir olduğu anlamına gelmektedir.

4.6 SONUÇLAR

Bu çalışmamızda DFBC tabanlı birden fazla baz istasyonu ile çoğa gönderim problemini ele aldık. En iyi kaynak tahsisi problemi her alt kanaldan en iyi hangi baz istasyonunun iletim yapacağına belirlenmesi, hangi hızda iletim yapılacağı



Şekil 4.4: Çoğa Gönderim Hızının Başarımının En İyi Çözüme Göre Kümülatif Dağılımı ($K = 40$, $N = 100$, $S = 4$, $P_T = 40$ W)

ve hangi baz istasyonları kümesinin iletilen veriyi çözeceğinin belirlenmesini içermektedir.

Problemi hazır eniyileme araçları kullanarak çözebilecek karışık ikili-tamsayılı doğrusal programlama olarak formüle ettik. Aynı zamanda, her adımda kullanıcıların biriktirdiği toplam veri miktarını asgari miktarda ek güç ile yükselten standart altı (suboptimal) bir ağırlıklı algoritma da önerdik. Benzetimler önerilen ağırlıklı algoritmanın daha basit olan algoritmaya göre kayda değer gelişmeler gösterdiğini göstermektedir.

Bu çalışmada, her alt kanalın sadece bir baz istasyonu tarafından kullanıldığını varsayıyoruz. Gerçekte baz istasyonları daha ileriye eş zamanlı olarak iletim yapabilirler. Bu durum eniyileme problemini doğrusal olmayan yapıya sokan bir

Çizelge 4.2: Farklı Kullanıcı Sayıları İçin Ortalama Çoğa Gönderim Hızları(Mbps): $N = 100, S = 4, P_T = 40$ W

Yöntem	20 Kullanıcı	30 Kullanıcı	40 Kullanıcı
Denektaş	9.64	8.58	8.04
Merkezi Olmayan	11.23	10.06	9.20
Önerilen: Aşama 1	19.81	17.25	16.09
Önerilen: Aşama 1+3	21.85	18.78	17.38
Önerilen: Aşama 1+2+3	22.07	19.00	17.65
En iyi	24.24	21.09	19.61

girişime neden olur. Girişimden dolayı problem zorlaşmasına karşın akıllı kaynak tahsis algoritmaları ile baz istasyonlarının eş zamanlı iletimi daha fazla bir çoğa gönderim çıktısıyla sonuçlandırılabilir. Aynı zamanda baz istasyonu için toplam bir güç kısıtı olduğunu varsayıyoruz. Bu durum dağılmış anten sistemlerinde varsayılabilir fakat ayrı baz istasyonu olan durumlarda, güç kaynakları (güç kısıtları) ayrı olmalıdır. Bu kısıt eniyileme koduna kolayca entegre edilebilir fakat en iyi olmayan pratik algoritmaları tasarlamayı zorlaştıracaktır.

5. SONUÇLAR

5.1 Elde Edilen Kazanımlar ve Fikirler

Bu tez çalışmasında oransız kodlar kullanılan telsiz ağlarda;

- 1) Ortak Bilgi Birikimi ile Enerji Verimli Yol Atama
- 2) Kullanıcılar Arası Eşleşme
- 3) Dikgen Frekans Bölmeli Çoklu Erişim (DFBÇ) Tabanlı Çoğa Gönderim

olmak üzere üç problem ele alınmıştır.

Birinci problemde bir baz istasyonu, bir varış noktası ve birden fazla kullanıcının olduğu bir sistemde enerji verimli iletim ele alınmıştır. Problem; iletim yolundaki düğümlerin belirlenmesi ve bu düğümlerin ne kadar süre ve ne kadar güç ile iletim yapacağını hesaplanmasını içermektedir. Oluşturulan problemde, iletim süresi en iyi çözümü elde edebilmek için dilimlere ayrılmıştır.

İkinci problemimizde dairesel bir alanın merkezine yerleştirilen baz istasyonu ile kullanıcılara veri iletimi konusu ele alınmıştır. İletimin enerji verimliliğini arttırmak için kullanıcıların birbirleriyle eşleşmelerine olanak sağlanmıştır. Problem; ağdaki kullanıcılar arasında yapılacak eşleşmelerin bulunmasını içermektedir.

Üçüncü problemde ise birden fazla baz istasyonu ve kullanıcının olduğu DFBÇ tabanlı bir sistemde, alt kanallar üzerinden veri iletimi ele alınmıştır. Problemin amacı en düşük kullanıcı hızının maksimize edilmesidir. Problem; baz istasyonlarının alt kanallara ataması, her alt kanaldan iletim yapacak kullanıcı kümesinin ve iletim hızının belirlenmesi gibi hususları içermektedir.

Geniş çaplı bir literatür taramasının ardından oluşturulan problemlerin çözümleri belirlenen topoloji, kullanıcı sayısı, kanal durumları, veri hızları ve enerji

tüketimleri nezdinde hesaplanmıştır.

Ele alınan problemlerin en iyi çözümleri bulunduktan sonra, hesaplama karmaşıklığı daha az olan, enerji verimliliği ve veri akış hızı başarımları en iyi çözüme oldukça yakın açgözlü algoritmalar önerilmiştir. Önerilen algoritmaların benzetimleri yapılırken farklı topolojiler, kullanıcı sayıları ve güç kısıtları kullanılarak problem üzerindeki etkileri de irdelenmiştir.

Söz konusu problemlerin çözümleri yapılırken çeşitli matematiksel yöntemler ve literatürdeki algoritmalar kullanılmıştır. Bunlardan bazıları; Dal Sınır Tekniği, Block Coordinate Descent Algoritması, Interior Points Metodu, Logaritmik Barrier Fonksiyonu, İkili Tamsayılı Programlama ve En Az Ağırlıklı En Fazla Eşleşme'dir.

Çalışmada matematiksel çözümlerinin yapılması ve sonuçların görselleştirilmesi için MATLAB kullanılmıştır. Bunun yanısıra çalışmanın 4. kısmında formülüle ettiğimiz problemde MATLAB üzerinde oluşturulan veriler GAMS kullanılarak çözülmüştür.

5.2 Gelecekte Yapılabilecek Çalışmalar

Anlık kanal durumunun bilinmediği çalışmaların yapılması literatüre önemli bir katkı sağlayacaktır. Çünkü ani değişen kanal durumları paket kayıplarına ve kesintilere neden olacaktır. Buda bazı yol atamalarının ve kaynak tahsislerin başarısızlıkla sonuçlanmasına neden olacaktır. Bu sayede, gerçek uygulamalara daha yakın bir başarımlar gözlemlemesi yapılacaktır.

Hüresel haberleşmenin sağladığı faydalardan biri olan kanal tekrar kullanımının problemlere dahil edilmesi de gelecekte yapılabilecek çalışmalardan biri olarak gösterilebilir. Bu sayede erişilebilir veri hızı daha yüksek seviyelere çıkabilmektedir. Fakat kanal tekrar kullanımının olduğu durumlarda eş kanal girişimi ve yan kanal girişimi gibi faktörlerden dolayı özellikle çizelgeleme işlemi büyük önem arz etmektedir.

Oransız kodların kullanıldığı ağlarda kullanıcılar sınırlı batarya kapasitelerine sahiptirler, bunun yanı sıra iletimde kullanılan algoritmaların üzerinde koşacağı işlemcilerin maliyetinin asgari seviyede tutulması önemlidir. Bu yüzden önerilen algoritmaların karmaşıklık seviyelerinin azaltılması hususu yapılan çalışmaları bir aşama ileriye taşıyacaktır.

Teorik bilgiden yola çıkıp, yapılan çalışmaların uygulamaya dökülmesi ile tamamlanan bir süreç ele alındığında bu çalışmada elde edilen ve önerilen algoritmaların ZigBee ve URSP ¹ gibi bileşenler üzerinde uygulanması sürecin kapsamı açısından önemlidir. Donanımsal uygulamalar sayesinde, benzetimler ile elde edilen sonuçların sağlamalarının test ortamında da yapılması çalışmaların niteliğini arttıracaktır.

¹Universal Software Radio Peripheral

KAYNAKLAR

- [1] G. Joshi, J. Rhim, J. Sun, and D. Wang, “Fountain codes,” 2010.
- [2] M. Duman and T. Girici, “Oransız kodlar kullanılan telsiz ağlarda yol atama,” in *Signal Processing and Communications Applications Conference (SIU), 2011 19th*, pp. 570–573, 2011.
- [3] P. Cataldi, M. Gerla, and Z. F., “Rateless codes for file transfer over dvb-s,” in *2009 First International Conference on Advances in Satellite and Space Communication*, 2009.
- [4] D. J. C. MacKay, “Fountain codes,” *Communications, IEEE Proceedings-*, vol. 152, no. 6, pp. 1062–1068, 2005.
- [5] M. Shakiba-Herfeh, E. Bıyıkoğlu, and T. Girici, “Routing with mutual information accumulation in energy-limited wireless networks,” in *The 24th Tyrrhenian International Workshop on Digital Communications*, pp. 1–4, 2013.
- [6] D. Lim, S. Heo, and J. No, “An overview of peak-to-average power ratio reduction schemes for ofdm signals,” 2009.
- [7] A. L. Intini, “Orthogonal frequency division multiplexing for wireless networks,” 2010.
- [8] A. Michail and A. Ephremides, “Algorithms for routing session traffic in wireless ad-hoc networks with energy and bandwidth limitations,” in *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2001 12th IEEE International Symposium on*, vol. 2, pp. F–67–F–71 vol.2, 2001.

- [9] J. Laneman, D. Tse, and G. Wornell, “Cooperative Diversity in Wireless Networks: Efficient Protocols and Outage Behavior,” *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 50, pp. 3062–3080, DEC 2004.
- [10] S. Sharma, Y. Shi, Y. Hou, H. Sherali, S. Kompella, and S. Midkiff, “Joint flow routing and relay node assignment in cooperative multi-hop networks,” *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 30, no. 2, pp. 254–262, 2012.
- [11] A. Khandani, J. Abounadi, E. Modiano, and L. Zheng, “Cooperative routing in static wireless networks,” *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 55, no. 11, pp. 2185–2192, 2007.
- [12] I. Maric and R. Yates, “Cooperative multihop broadcast for wireless networks,” *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 22, no. 6, pp. 1080–1088, 2004.
- [13] T. Girici and G. Kurt, “Minimum-outage broadcast in wireless networks with fading channels,” *Communications Letters, IEEE*, vol. 14, no. 7, pp. 617–619, 2010.
- [14] M. Luby, “Lt codes,” in *Foundations of Computer Science, 2002. Proceedings. The 43rd Annual IEEE Symposium on*, pp. 271–280, 2002.
- [15] A. Shokrollahi, “Raptor codes,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 52, no. 6, pp. 2551–2567, 2006.
- [16] A. Molish, N. Mehta, J. Yedidia, and J. Zhang, “Performance of fountain codes in collaborative relay networks,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 6, pp. 4108–4119, november 2007.
- [17] S. Draper, L. Liu, A. Molisch, and J. S. Yedidia, “Cooperative transmission for wireless networks using mutual-information accumulation,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 57, no. 8, pp. 5151–5162, 2011.
- [18] R. Urgaonkar and M. Neely, “Optimal routing with mutual information accumulation in wireless networks,” *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, vol. 30, no. 9, pp. 1730–1737, 2012.

- [19] Y. Liu, J. Yang, and S. Draper, “Exploiting route diversity in multi-packet transmission using mutual information accumulation,” in *Communication, Control, and Computing (Allerton), 2011 49th Annual Allerton Conference on*, pp. 1793–1800, 2011.
- [20] S. Boyd and L. Vandenberghe, “Convex optimization,” *ed: Cambridge University Press*, vol. Vol. 1, New York, NY, USA, (2004), Pp. 561-623, 1.
- [21] J. Gorski, F. Pfeuffer, and K. Klamroth, “Biconvex sets and optimization with biconvex functions: A survey and extensions,” *Mathematical Methods of Operational Research*, vol. 66, no. 3, pp. 373–407, 2007.
- [22] H. Pirsiavash, D. Ramanan, and C. Fowlkes, “Bilinear classifiers for visual recognition,” *IEEE Computer Vision and Pattern Recognition (CVPR)*, 2010.
- [23] D. Bertsekas, “Nonlinear programming, 2nd edition, athena scientific,” 1999.
- [24] S. Boyd, A. Ghosh, and A. Magnani, *Branch and Bound Methods*. Notes for EE392o, Stanford University, 2003.
- [25] C. Bouras, N. Kanakis, V. Kokkinos, and A. Papazois, “Application layer forward error correction for multicast streaming over lte networks,” *International Journal of Communication Systems*, 2012.
- [26] N. Abuzainab and A. Ephremides, “Energy efficiency of cooperative relaying over a wireless link,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 11, no. 6, pp. 2076–2083, 2012.
- [27] Z. Taşkın and T. Ekim, “Integer programming formulations for the minimum weighted maximal matching problem,” *Optimization Letters*, 2011.
- [28] T. Jiang, W. Xiang, H.-H. Chen, and Q. Ni, “Multicast broadcast services support in ofdma-based wimax systems [advances in mobile multimedia],” *Communications Magazine, IEEE*, vol. 45, no. 8, pp. 78–86, 2007.
- [29] J. Liu, W. Chen, Z. Cao, and K. Letaief, “Dynamic power and sub-carrier allocation for ofdma-based wireless multicast systems,” in *Communications, 2008. ICC '08. IEEE International Conference on*, pp. 2607–2611, 2008.

- [30] C. Suh and J. Mo, “Resource allocation for multicast services in multicarrier wireless communications,” *Wireless Communications, IEEE Transactions on*, vol. 7, no. 1, pp. 27–31, 2008.
- [31] J. Wolf, W. Wyner, and J. Ziv, “Source coding for multiple descriptions,” *The Bell System Technical Journal*, vol. 59, pp. 1417–1426, 1980.
- [32] K. Bakanođlu, W. Mingquan, L. Hang, and M. Saurabh, “Adaptive resource allocation in multicast ofdma systems,” in *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2010 IEEE*, pp. 1–6, april 2010.
- [33] T. Girici and F. Sokmen, “Ofdm based multicast using erasure codes,” in *Signal Processing and Communications Applications Conference (SIU), 2012 20th*, pp. 1–4, 2012.
- [34] J. Jin and B. Li, “Cooperative multicast scheduling with random network coding in wimax,” in *Quality of Service, 2009. IWQoS. 17th International Workshop on*, pp. 1–9, 2009.
- [35] G. Çili, H. Yanikomeroglu, and F. Yu, “Cell switch off technique combined with coordinated multi-point (comp) transmission for energy efficiency in beyond-lte cellular networks,” in *Communications (ICC), 2012 IEEE International Conference on*, pp. 5931–5935, 2012.
- [36] J. Campello, *Discrete Bit Loading for Multicarrier Modulation Systems*. PhD thesis, Stanford University, August 1997.
- [37] T. Bhandare, “Lte and wimax comparison,” 2008.
- [38] “Umts special channel model for multiple input multiple output (mimo) simulations,” 2007.
- [39] M. Gudmundson, “Correlation model for shadow fading in mobile radio systems,” *Electron Letters*, pp. 2145–2146, 1991.
- [40] *IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks Part 16: Air Interface for Fixed and Mobile Broadband Wireless Access Systems Amendment 2: Physical and Medium Access Control Layers for Combined Fixed and Mobile Operation in Licensed Bands and Corrigendum 1*.

ÖZGEÇMİŞ

Kişisel Bilgiler

Soyadı, Adı : KAZEZ, Ahmet Cihat
Uyruğu : T.C.
Doğum tarihi ve yeri : 07.07.1988 Kayseri
Medeni hali : Bekar
Telefon : +90 536 799 70 45
Faks : +90 312 428 09 30
e-mail : ackazez@gmail.com

Eğitim

Derece	Eğitim Birimi	Mezuniyet Tarihi
Yüksek Lisans	TOBB ETÜ	2013
Lisans	Bilkent Üniversitesi Üniversitesi	2011

İş Deneyimi

Yıl	Yer	Görev
2011-2012	TOBB Ekonomi ve Teknoloji Üniversitesi	Araştırma Görevlisi
2011-2013	TÜBİTAK Kariyer Projesi	Yarı Zamanlı Proje Asistanı
2012- . . .	TÜBİTAK SAVTAG	Bilimsel Programlar Uzman Yardımcısı

Yabancı Dil

İngilizce (Çok iyi)
İtalyanca (Orta)

Yayınlar

- T. Girici, A. C. Kazez, Energy Efficient Routing with Mutual Information Accumulation, *The 8th International workshop on Resource Allocation and Cooperation in Wireless Networks (RAWNET 2012)*, In conjunction with WiOpt 2012.
- A.C.Kazez, T.Girici, Resource Allocation and Routing in Wireless Networks Using Rateless Codes, *MASFOR*, İstanbul/ Türkiye, 21-23 Haziran 2012.
- A.C.Kazez, T.Girici, OFDMA Based Multicast with Multiple Base Stations. *Turkish Journal of Electrical Engineering and Computer Sciences*, Accepted on 16 August 2013.
- A.C.Kazez, T.Girici, User Cooperation in Wireless Networks Using Rateless Codes. *International Journal of Communication Systems*, Değerlendirme Aşamasında.