

**KABLOSUZ AĞLARDA GEOMETRİK
PROGRAMLAMAYA DAYALI GİRİŞ DENETİMİ**

**ADMISSION CONTROL IN WIRELESS NETWORKS
BASED ON GEOMETRIC PROGRAMMING**

MURAT KAAN ÖZCAN

Hacettepe Üniversitesi
Lisansüstü Eğitim-Öğretim ve Sınav Yönetmeliğinin
ELEKTRİK ve ELEKTRONİK Mühendisliği Anabilim Dalı İçin Öngördüğü
YÜKSEK LİSANS TEZİ
olarak hazırlanmıştır.

2009

Fen Bilimleri Enstitüsü Müdürlüğü'ne,

Bu çalışma jürimiz tarafından ELEKTRİK ve ELEKTRONİK Mühendisliği ANABİLİM DALI'nda YÜKSEK LİSANS TEZİ olarak kabul edilmiştir.

Başkan :
Doç.Dr. Atila Yılmaz

Üye (Danışman) :
Yrd.Doç.Dr. Cenk Toker

Üye :
Yrd.Doç.Dr. Emre Aktaş

Üye :
Dr. Umut Sezen

Üye :
Yrd.Doç.Dr. Ayşe Melda Yüksel

ONAY

Bu tez/....../2009 tarihinde Enstitü Yönetim Kurulunca belirlenen yukarıdaki jüri üyeleri tarafından kabul edilmiştir.

....../....../2009

Prof. Dr. Erdem YAZGAN
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ MÜDÜRÜ

KABLOSUZ AĞLARDA GEOMETRİK PROGRAMLAMAYA DAYALI GİRİŞ DENETİMİ

MURAT KAAN ÖZCAN

ÖZ

Kablosuz bir ağdaki tüm kullanıcıların, sağlıklı iletişim kurabilmek için belirli hizmet niteliği (QoS) ihtiyaçları bulunur. Ancak ağdaki kaynakların yetersizliğinden dolayı, kimi zaman tüm kullanıcıların bu ihtiyaçlarının karşılanabilmesi mümkün olmaz. Bu durumda tüm kullanıcılar arasından bir alt küme seçilir ve sadece bu kullanıcılara hizmet verilir. Bu yaklaşım literatürde giriş denetimi olarak adlandırılmaktadır. Söz konusu alt kümenin, hizmet verilen kullanıcı sayısını enbüyüktme anlamında eniyi sonucu verecek şekilde seçilmesi probleminin, NP-Tam zorluk sınıfına ait bir problem olduğu literatürde bilinmektedir.

Bu tezde, kablosuz bir ağdan belirli bir anda hizmet alabilecek kullanıcı sayısının enbüyütülmesi problemi incelenmiştir. Bu incelemede, desteklenen her kullanıcının hizmet niteliği gereksiniminin karşılanması ve tüm vericilerin çıkış güçlerinin üst limitlerinden doğan kısıtlar da dikkate alınmıştır. Problem öncelikle matematiksel olarak ifade edilmiş, daha sonra da geometrik programlama ile çözülebilecek özgün bir hale dönüştürülmüştür. Problemin bu halinin etkin bir şekilde çözülebilmesi için, eniyi-altı sonuçlar veren iki adet düşük karmaşıklığa sahip algoritma geliştirilmiştir.

Yapılan benzetimler sonucunda, tezde önerilen eniyi-altı yöntemlerin, zamanın büyük çoğunluğunda eniyi çözümlerle aynı sonucu yakalayabildiği gözlenmiştir.

Sonuç olarak, incelenen problemin genel bir yapıya sahip olması ve çözüm için kullanılan tekniklerin senaryo-bağımsız olmalarından hareketle, tezde önerilen yöntemlerin sadece burada verilen problemlere değil, kablosuz ağlardaki birçok problemin çözümüne yönelik çerçeve bir yapı oluşturmak için önemli bir aday olduğu değerlendirilmektedir. Bu fikir, bilişsel ağlar konusundaki benzer bir probleme, önerilen yöntemlerin kolaylıkla uygulanabildiğinin tezde ayrıca gösterilmesi ile de güçlü bir şekilde desteklenmiştir.

Anahtar Kelimeler: Kablosuz Ağlar, Eniyileme, Geometrik Programlama, Giriş Denetimi, Eniyi Güç Tahsisi, Bilişsel Ağlar

Danışman: Yrd.Doç.Dr. Cenk Toker, Hacettepe Üniversitesi, Elektrik ve Elektronik Mühendisliği Bölümü

ADMISSION CONTROL IN WIRELESS NETWORKS BASED ON GEOMETRIC PROGRAMMING

MURAT KAAAN ÖZCAN

ABSTRACT

All users of a wireless network have a minimum quality of service (QoS) requirement in order to communicate successfully with its intended receiver. However, not all of the users may be fully supported by the network due to limited resources. In a case like this, a subset of users shall be selected and served by the network. This approach is called admission control in wireless networks. It is known from the literature that, the problem of finding the maximum set of supported users belongs to the class of NP-Complete problems.

In this thesis, the problem of maximizing the number of supported users from a network is studied. Minimum QoS requirements and maximum transmitter power limitations are considered as the constraints of this problem. First, the problem is mathematically defined and then transformed into a novel form which is solvable by geometric programming. In order to solve this transformed problem, two different suboptimum solutions with significantly lower complexity are proposed.

Performance of these suboptimum solutions are investigated under different scenarios. From the simulation results it is seen that, most of the time the proposed suboptimum solution finds the exact result of the optimum solution.

Therefore, it is strongly emphasized that, due to the general form of the problem and the proposed solutions' scenario-independent structure, this work is a strong candidate to be a framework on the solution of many problems concerning wireless networks. This idea is strongly supported by applying the proposed solution to a similar problem concerning cognitive networks and its results are also given in the thesis.

Keywords: Wireless Networks, Optimization, Geometric Programming, Admission Control, Optimum Power Allocation, Cognitive Networks

Advisor: Yrd.Doç.Dr. Cenk Toker, Hacettepe University, Department of Electrical and Electronics Engineering

TEŐEKKÜR

Kendisiyle tanışmış ve alıőmış olmaktan dolayı kıvan duyduğum tez danışmanım Sayın Yrd. Do. Dr. Cenk Toker'e, tezin ortaya ıkmasındaki büyük katkılarından ötürü teşekkürlerimi sunarım. Kendisinin içtenlik dolu ve sabırlı yaklaşımının sürekliliği, benim bu alıőmaya olan motivasyonum üzerinde son derece etkili olmuştur.

Teze buldukları değerli katkılardan dolayı saygıdeğer jüri üyelerine teşekkürlerimi sunarım.

Son olarak, doğumumdan bugüne kadar her türlü fedakarlığı göstererek beni yetiştiren, hayattaki en değerli öğretmenlerim annem ve babama ve sevgili kardeşim Seçil'e sonsuz teşekkürlerimi sunarım.

İÇİNDEKİLER DİZİNİ

	<u>Sayfa</u>
ÖZ	i
ABSTRACT	ii
TEŞEKKÜR	iii
İÇİNDEKİLER DİZİNİ	iv
ŞEKİLLER DİZİNİ	vii
SİMGELER VE KISALTMALAR DİZİNİ	viii
TÜRKÇE-İNGİLİZCE TERİMLER SÖZLÜĞÜ DİZİNİ	x
1. GİRİŞ	1
2. KURAMSAL ALTYAPI	5
2.1. Kablosuz İletişim Sistemleri	5
2.2. Eniyi Güç Tahsisi	6
2.2.1. Genel Tanımlar	6
2.2.2. Hizmet Niteliği Temelli Yaklaşımlar	7
2.2.3. Alternatif Yöntemler	13
2.3. Giriş Denetimi	15
2.3.1. Genel Tanımlar	15
2.3.2. Temel Yaklaşımlar	17
2.3.3. Alternatif Yöntemler	25
2.4. Bilişsel Radyo ve Bilişsel Ağlar	32
2.5. Bilişsel Ağlarda Eniyi Güç Tahsisi ve Giriş Denetimi	34
3. GEOMETRİK PROGRAMLAMA	40
3.1. Tekterimli (Monomial), Artıl Çokterimli (Posynomial) ve Genel Geometrik (Signomial) Fonksiyonlar	41
3.2. Geometrik Program Türleri	41
3.3. Artıl Çokterimli Bir Fonksiyonun Tekterimli Bir Fonksiyona Yaklaşıklaşması	44
4. TEZDE İNCELENEN PROBLEMLER VE SİSTEM MODELİ	46
4.1. Problem 1 - Ağdaki Kullanıcı Sayısını Enbüyütmek	46

4.1.1. Tasarsız Ağlar İçin Çözüm	46
4.1.1.1. Kanal Yapısı	46
4.1.1.2. Problemin Tanımı	47
4.1.1.3. Önerilen Yöntem	49
4.1.1.4. Çözüm İçin Geliştirilen Algoritmalar	51
4.1.2. Hücresel Ağ (Yukarı-Yönlü Bağlantı) Çözümü	55
4.1.2.1. Kanal Yapısı	55
4.1.2.2. Problemin Tanımı	56
4.1.2.3. Önerilen Yöntem	57
4.1.2.4. Çözüm İçin Geliştirilen Algoritmalar	58
4.2. Problem 2 - Bilişsel Ağlarda İkincil Kullanıcı Sayısını Enbüyütmek	59
4.2.1. Tasarsız Ağlar İçin Çözüm	59
4.2.1.1. Kanal Yapısı	59
4.2.1.2. Problemin Tanımı	60
4.2.1.3. Önerilen Yöntem	62
4.2.1.4. Çözüm İçin Geliştirilen Algoritmalar	63
4.2.2. Hücresel Ağ (Yukarı-Yönlü Bağlantı) Çözümü	63
4.2.2.1. Kanal Yapısı	63
4.2.2.2. Problemin Tanımı	64
4.2.2.3. Önerilen Yöntem	65
4.2.2.4. Çözüm İçin Geliştirilen Algoritmalar	65
5. BENZETİM SONUÇLARI	67
5.1. Algoritma-1 ve Algoritma-2'nin Birbirleriyle Karşılaştırılması	68
5.2. Kullanıcı Sayısının Eniyi Çözümle Uyum Yüzdesine Etkisi	71
5.3. Problemin Çokdoruksal Yapısı	72
5.4. Vericilerin En Yüksek Çıkış Gücünün İzin Verilen Kullanıcı Sayısına Etkisi	74
5.5. Ortamdaki Toplam Kullanıcı Sayısının İzin Verilen Kullanıcı Sayısına Etkisi	76

5.6. Bir Bilişsel Ağdaki Birincil Kullanıcı Sayısının İzin Verilen Kullanıcı Sayısına Etkisi	77
6. SONUÇ	79
KAYNAKLAR DİZİNİ	81
ÖZGEÇMİŞ	85

ŞEKİLLER DİZİNİ

	<u>Sayfa</u>
Şekil 2.1. Özyineli Foschini-Miljanic algoritmasının \mathbf{P}^* noktasına yakınsaması	10
Şekil 2.2. Güç bölgesi ve güç noktası	27
Şekil 2.3. Örnekte verilen girişim grafiği	29
Şekil 2.4. İPU Modeli	33
Şekil 4.1. Tasarsız ağ	46
Şekil 4.2. Hücresel ağ	55
Şekil 4.3. Bilişsel tasarsız ağ	59
Şekil 4.4. Bilişsel hücresel ağ	63
Şekil 5.1. Farklı SINR gereksinimleri için önerilen yöntemlerin başarımları ($N = 3, P_{\max} = 1 W, \sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)	69
Şekil 5.2. Geliştirilen yöntemlerin hata "miktarlarının" ölçülmesi ($N = 3, P_{\max} = 1 W, \sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)	70
Şekil 5.3. Kullanıcı sayısının eniyi çözümle uyum yüzdesine etkisi ($P_{\max} = 1 W, \sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)	71
Şekil 5.4. Alfa(1) ve Delta(1)'in yinelemelerle ilerleyisi ($N = 3, P_{\max} = 1 W, \gamma_{\min} = 10 dB, \sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)	72
Şekil 5.5. Alfa(2) ve Delta(2)'in yinelemelerle ilerleyisi ($N = 3, P_{\max} = 1 W, \gamma_{\min} = 10 dB, \sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)	73
Şekil 5.6. Alfa(3) ve Delta(3)'in yinelemelerle ilerleyisi ($N = 3, P_{\max} = 1 W, \gamma_{\min} = 10 dB, \sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)	74
Şekil 5.7. Vericilerin En Yüksek Çıkış Gücünün İzin Verilen Kullanıcı Sayısına Etkisi ($N = 3, 5, 10, \gamma_{\min} = 10 dB, \sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)	75
Şekil 5.8. Ortamdaki toplam kullanıcı sayısının izin verilen kullanıcı sayısına etkisi ($P_{\max} = 1 W, \gamma_{\min} = 0, 10, 20 dB, \sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)	76
Şekil 5.9. Birincil kullanıcı çifti sayısının etkisi ($N = 5, P_{\max} = 20 W, \gamma_{\min} = 0 dB, \sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W, I_{\max} = 4 W$)	77

SİMGELER VE KISALTMALAR DİZİNİ

BER	: Bit Error Rate (Bit Hata Olasılığı)
DCPC	: Distributed Constrained Power Control (Dağıtık Kısıtlı Güç Kontrolü)
DCPC-CGR	: DCPC with Capability of Gradual Removals (Kademeli Çıkarımlı Dağıtık Kısıtlı Güç Kontrolü)
DIGA	: Dynamic Interference Graph Allocation (Dinamik Girişim Grafiği Tahsisi)
GSM	: Global System for Mobile Communications (Mobil İletişim İçin Küresel Sistem)
LAN	: Local Area Network (Yerel Alan Ağı)
MAPEL	: MLFP Based Power Allocation (MLFP-Temelli Güç Tahsisi)
MDGA	: Minimum Degree Greedy Algorithm (En Küçük Dereceli Fırsatçı Algoritma)
MILP	: Mixed Integer Linear Programming (Karışık Tamsayılı Doğrusal Programlama)
MIPA	: Minimum Incremental Power Allocation (En Düşük Artırımlı Güç Tahsisi)
MLFP	: Multiplicative Linear Functional Programming (Çarpımsal Doğrusal Kesirli Programlama)
NP	: Nondeterministic Polynomial Time (Belirlenimci Olmayan Polinomsal Zaman)
OFDMA	: Orthogonal Frequency Division Multiple Access (Dik Frekans Bölmeli Çoklu Erişim)
OPA	: Observe-Plan-Act (İncele, Planla, Uygula)
PCSA	: Power Controlled Scheduling Algorithm (Güç Kontrollü Çizelgeleme Algoritması)
PRRA-KR	: Power Reduction Removal Algorithm in K steps (K Adımlık Güç Azaltmalı Çıkarım Algoritması)
QoS	: Quality of Service (Hizmet Niteliği)
SINR	: Signal to Interference Plus Noise Ratio (Sinyalin Girişim ve Gürültüye Oranı)
SMIRA	: Stepwise Maximum Interference Removal Algorithm (Enyüksek Girişimin Adım Adım Çıkarılması Algoritması)
SMART	: Single or Multiple Accumulative Removals Technique (Tekli veya Çoklu Biriken Çıkarımlar Tekniği)
SNR	: Signal to Noise Ratio (Sinyalin Gürültüye Oranı)

TPA	: Two Phase Algorithm (İki Fazlı Algoritma)
TPC	: Target-SINR-Tracking Power Control (Hedef SINR Takip Eden Güç Kontrolü)
TPC-PR	: TPC with Permanent Removals (Temelli Çıkarımlı TPC)
TPC-TR	: TPC with Temporary Removals (Geçici Çıkarımlı TPC)
TPC-TPR	: TPC with both Temporary and Permanent Removals (Hem Temelli Hem Geçici Çıkarımlı TPC)
ITPC-TR	: Improved TPC-TR (Geliştirilmiş TPC-TR)
UBPC	: Utility Based Power Control (Yarar-Bazlı Güç Kontrol)

TÜRKÇE-İNGİLİZCE TERİMLER SÖZLÜĞÜ DİZİNİ

Altsınır	: Lower Bound
Araçkutusu	: Toolkit
Artıl Çokterimli Fonksiyon	: Posynomial
Başarım	: Performance
Benzetim	: Simulation
Bilişsel	: Cognitive
Birincil Kullanıcı	: Primary User
Buluşsal	: Heuristic
Çokdoruklu	: Multimodal
Denkserlik	: Fairness
Dışbükey	: Convex
Doğrusal	: Linear
Dürtü Yanıtı	: Impulse Response
Enbüyülmek	: Maximization
Eniyi	: Optimum
Eniyileme	: Optimization
Eniyi-altı	: Suboptimum
Enküçültmek	: Minimization
Eşik değeri	: Threshold
Eşlenik	: Conjugate
Evrensel	: Global
Gerçek Sayı	: Real Number
Giriş Denetimi	: Admission Control
Gezgin	: Mobile
Girişim	: Interference
Güç Tahsisi	: Power Allocation
Hoşgörülebilir	: Tolerable
Hücreli	: Cellular
İçnokta	: Interior Point
İlgin	: Affine
İlinti	: Correlation
İklendirme	: Initialization
İkincil Kullanıcı	: Secondary User
İndis	: Index

Kaba kuvvet	: Brute force
Maliyet İşlevi	: Objective Function
Olurlu	: Feasible
Rahatlatma	: Relaxation
Sıfır-Bir Kararlı Kodçözücü	: Hard-decision Decoder
Sönümlenme	: Fading
Süzgeç	: Filter
Tasarsız	: Ad-hoc
Tekterimli Fonksiyon	: Monomial
Yaklaşıklaşma	: Approximation
Yerel	: Local
Yinelemeli	: Iterative
Yukarı Yönlü Bağlantı	: Uplink
Yuvarlama	: Rounding

1. GİRİŞ

Günümüzde hızlı gelişen teknoloji ile birlikte, insanların birbirleriyle sürekli olarak iletişim içerisinde bulunmaları kaçınılmaz bir zorunluluk haline gelmiştir. Bu noktada, kablosuz iletişim sistemleri, günlük yaşantımızın en temel öğeleri olarak hayatımızda önemli bir yer bulmuştur. Artan iletişim talebi, telekomünikasyon sektöründe sürekli olarak önemli atılımlar yapılmasına önayak olmuştur. Bu atılımlar kuşkusuz, onlarca yıldır bu alanda yapılan yoğun çalışmaların birer eseridir. İletişim sistemlerinde kullanılan yaklaşımların ve karşılaşılan problemlere getirilen çözümlerin sürekli bir gelişim içerisinde olduğu bu sektör, rekabetin de dorukta yaşadığı sektörlerin başında gelmektedir. Bu rekabetin temelinde, iletişimin önündeki en büyük engel olan kablosuz ortamın, yani kullanıcılar ve bu kullanıcıların içerisinde buldukları kanalın, en etkin şekilde kullanılmasıyla, en düşük kaynak tüketimi ile en çok sayıda kullanıcıya hizmet verilmesi yatmaktadır. Kaynakların her zaman için kısıtlı olmasına rağmen, servis edilen kullanıcı sayısını ençoklamak, bu bağlamda büyük önem taşımaktadır.

Kablosuz bir ağdaki tüm kullanıcıların hizmet niteliği (QoS) ihtiyaçlarının eşzamanlı olarak karşılanması, ortam koşullarının hızlı değişen yapısı itibarıyla zorlu bir problemdir. Bu problemin çözümünde en önemli ve belirleyici parametrelerden birisi de, kuşkusuz ki vericilerin çıkış gücüdür. Çok kullanıcılı bir ağda, herhangi bir vericinin çıkış gücünün olması gerekenden az olduğu durumda, vericinin kendi alıcısı ile iletişim kurması mümkün olmayacaktır. Bu değerlerin ihtiyaç olandan fazla olması durumunda ise, diğer vericilerin alıcıları üzerinde girişim yaratılması suretiyle bu kullanıcıların iletişim kalitelerinin azalmasına sebep olunacaktır. Bu durumun, ağ çapındaki hedef ve idealler göz önünde bulundurulduğunda, olumsuz etkilerinin olacağı aşikardır. Haddinden fazla çıkış gücü kullanımının bir diğer çok önemli etkisi de, kablosuz birimlerin çoğunlukla bataryalar ile çalışmalarından dolayı sınırlı miktarda güce sahip olmaları ve bu gücün çok etkin bir biçimde harcanma zorunluluğunun bulunmasıdır.

Kablosuz tüm birimlerin, bahsedilen bu sebeplerden dolayı kendi ihtiyaçlarını karşılayabilecek en düşük seviyede iletim yapmaları gerekmektedir. Bu miktar, literatürde “eniyi” olarak adlandırılmıştır. Kablosuz bir ağdaki çok sayıda kullanıcı için, eşzamanlı olarak eniyi çıkış gücü değerinin bulunması, kablosuz kanala ait kontrol edilmesi

mümkün olmayan birçok parametrenin varlığından ötürü zorlu bir problemdir. Bu parametrelerden birkaçı olarak; kanaldaki sürekli değişimler, sönümlenme, alıcılara etki eden gürültü miktarı, bilinmeyen kaynaklardan gelen girişim gösterilebilir. Literatürde, özellikle 90'lı yılların başlangıcından itibaren, kablosuz ağlardaki kullanıcılara eniyi çıkış gücünün tahsis edilmesi konusunda yapılmış birçok çalışma göze çarpmaktadır.

Kablosuz bir ağdaki tüm kullanıcıların birbirinden farklı iletişim ihtiyaçları; buna karşılık da farklı bant genişliği, veri hızı, bağlantı süresi, hizmet niteliği gibi gereksinimleri bulunabilmektedir. Ancak ağın kaynaklarının sınırlı olması sebebiyle, bazı durumlarda tüm kullanıcıların bu gereksinimlerinin ağ tarafından desteklenmesi mümkün olamaz. Bunun yerine, kullanıcılardan bir kısmının seçilmesi ve bu kullanıcılara hizmet verilmesi esastır. Tüm kullanıcıların kendilerine has ihtiyaçları ve kablosuz ortamın hızlı değişen koşulları dikkate alındığında, hangi kullanıcıların hizmet almasının seçilmesi çok boyutlu bir problem olarak karşımıza çıkmaktadır. Böylesine karmaşık bir yapı içerisinde ihtiyaç duyulan; kanal, kullanıcılar ve ağ ile ilgili tüm parametrelerin bilgisine sahip bir birimin, bu zorlu problemi gerçek-zamanlı olarak çözmesi ve sonuçları uyarınca da ağdaki kaynakları ve kullanıcıları yönetmesidir. Bu işlevi yerine getiren prosedürlere bir örnek olarak giriş denetimi (admission control) verilebilir. Giriş denetiminin görevi, kullanıcıların iletişim ihtiyaçlarını karşılarken ağ seviyesindeki çıkarları da en çoklayacak şekilde bir kaynak tahsis şemasını bulmak ve uygulamaktır. Bu prosedür sonucunda hangi kullanıcıların hangi koşullarla ağdan faydalanabileceği, hangilerininse ağın dışında kalacağı belirlenmiş olur. Giriş denetimi mekanizmasının bir diğer uygulama alanı olarak, ağdan faydalanmakta olan, ancak yüksek miktarlarda kaynak tüketen bir kullanıcının ağdan çıkarılması veya başka bir ağa aktarılması ile boşa çıkacak kaynakların, birden fazla kullanıcının ağa dahil edilmesi için kullanılması da düşünülebilir.

Geometrik Program, maliyet işlevi ve kısıtları kendine has bir yapıya sahip olan matematiksel bir eniyileme problemi çeşididir. Bu türdeki problemler, doğrusal-olmayan ve dışbükey-olmayan yapıya sahiptirler. Ancak, literatürde kabul görmüş birtakım metotların da kullanımıyla, geometrik programlama ile ifade edilen problemlerin doğrusal-olmayan ancak dışbükey bir hale dönüştürülmeleri mümkün olabilmektedir. Söz konusu problemin dışbükey forma dönüştürülmesi ile de, çözüm için bulunacak bir yerel eniyinin aynı zamanda evrensel eniyi olması ve bu evrensel eniyi değerinin

etkin bir şekilde hesaplanabilmesi sağlanmış olacaktır.

Bu tezde, ağ tarafından desteklenen kullanıcı sayısının ençoklanması problemi incelenmiştir. Bunu yaparken, desteklenen kullanıcıların hizmet niteliği gereksinimlerinin karşılanması ve vericilerin çıkış güçlerinin fiziksel üst limitlerinin varlığı, problemin kısıtları olarak ele alınmıştır. Kullanıcıların iletişim kalitelerinin ölçütü olarak, en düşük SINR (Sinyalin Girişim ve Gürültüye Oranı) gereksinimleri kullanılmıştır. Bu ölçüt kapsamında, bir kullanıcının anlık SINR değerinin, bu kullanıcının sağlıklı iletişim kurabilmek için ihtiyaç duyduğu en düşük SINR değerinden yüksek olması temel kriter olarak düşünülmüştür. Bunun dışında, tüm vericilerin çıkış güçlerinin fiziksel bir üst limitlerinin olduğu ve en çok bu limit kadar güçle iletim yapabildikleri kısıtı da dikkate alınmıştır.

Önerilen çözüm kapsamında söz konusu problem ilk olarak geometrik programlama ile çözülebilir bir hale dönüştürülmüştür. Bu dönüşüm sırasında, literatürden birtakım yöntemlerle birlikte özgün bazı metotlar da kullanılmaktadır. Dönüştürülen bu yeni problemin çözümü için iki adet algoritma geliştirilmiş ve bu algoritmaların başarımları, birçok farklı koşul altında incelenmiştir.

Söz konusu problem, tasarsız ve hücreli olmak üzere iki farklı kablosuz ağ topolojisi üzerinden ayrı ayrı incelenmiştir. Tezde ayrıca, telekomünikasyon ve sinyal işleme alanlarının son yıllarda sıcak konularından birisi olan bilişsel ağlar üzerinde de incelemeler yapılmıştır. Bilişsel bir ağda bulunan ikincil kullanıcı sayısının ençoklanması problemi üzerine de tezde önerilen çözüm uygulanmış ve sonuçlar üzerine değerlendirmeler yapılmıştır.

Sonuç olarak bu tezde önerilen yöntemin; birtakım kalite gereksinimlerinin ve gerek ağ, gerekse kullanıcı seviyesi kısıtların karşılanmasını gerektiren, bu kısıtlar altında desteklenen kullanıcı sayısının ençoklanmasını temel alan birçok kablosuz ağ probleminin çözümüne yönelik bir çerçeve niteliği taşıyabileceği öngörülmektedir.

Tezin ikinci bölümünde; kablosuz iletişim sistemleri, eniyi güç tahsisi, giriş denetimi ve bilişsel radyolar gibi tezle ilgili temel konulara ve literatürde bu konularla ilgili olarak yapılmış olan çalışmalara yer verilmiştir.

Üçüncü bölümde, tezde önerilen çözümlerin temelini oluşturan Geometrik Prog-

ramlama konusunda temel tanımlar yapılmıştır. Daha sonra, bu tanımların da kullanımıyla, tezde ele alınan problemlerin geometrik programlama ile çözülebilir bir yapıya kavuşturulmasında kullanılan tekniklere yer verilmiştir.

Tezin dördüncü bölümünde, ele alınan problem öncelikle pratik olarak tanımlanmış ve kullanılan sistem modeli sunulmuştur. Bunu takiben de, söz konusu problem matematiksel olarak ifade edilmiştir. Bu matematiksel problemin çözümü için geometrik programlamanın ve diğer tekniklerin kullanımıyla, problemin nasıl makul bir şekilde çözülebilen, özgün bir yapıya dönüştürüldüğü açıklanmıştır. Son olarak ise problemin, önerilen bu yöntem ile çözülebilmesi için geliştirilen iki farklı algorithmadan detaylıca bahsedilmiştir.

Beşinci bölümde, dördüncü bölümde önerilen yöntem ve algoritmaların başarımlarının ölçülmesi için birçok farklı koşul altında gerçekleştirilmiş benzetim çalışmalarına yer verilmiştir.

Son olarak da altıncı bölümde, tezde elde edilen sonuçların özetlenmesi ve değerlendirilmesiyle tez sonlandırılmıştır.

2. KURAMSAL ALTYAPI

2.1 Kablosuz İletişim Sistemleri

Günümüzde, hayatımızın hemen her alanında kullanmakta olduğumuz kablosuz iletişim sistemleri, özellikle son 20 yıl içerisinde son derece yoğun araştırma ve geliştirme faaliyetlerine tanık olmuştur. İlk olarak, 19. yüzyılın sonlarında Hertz ve Tesla'nın radyo dalgalarının sezimlenmesi ve iletilmesi, daha sonra ise Marconi'nin kablosuz telegraf üzerine yaptığı çalışmalar ile temellerinin atıldığı bu alan, bir asrı aşkın bir süredir üzerinde ciddi çalışmaların yapıldığı ve etkilerinin, belki teknolojinin diğer tüm alanlarından daha da fazla, günlük hayatımızda birebir gözlemlenebildiği bir alandır. Özellikle 20. yüzyılın başlarında ilk okyanus aşırı telsiz iletişiminin gerçekleştirilmesi, bunu takiben kırsal radyonun geliştirilmesi ve 90'ların başında artık hayatımızın vazgeçilmez bir parçası haline gelmiş olan GSM haberleşme sisteminin kullanılmaya başlanması ile insanlık, bugün artık "iletişim çağını" yaşamaktadır.¹

Günümüzde en çok kullanılan kablosuz iletişim sistemlerinden birisi, kuşkusuz, GSM (**G**lobal **S**ystem for **M**obile Communications - Gezgin İletişim İçin Küresel Sistem) sistemidir. Bu sistem, gezgin kullanıcılardan ve bu kullanıcılara hizmetin ulaştırılmasını sağlayan baz istasyonlarından oluşan hücreli yapıda bir ağ sistemidir. Baz istasyonları, oluşturdukları kapsama alanı içerisinde yer alan kullanıcıların birbirleriyle iletişim kurmalarını sağlar ve bu iletişimi sürekli olarak değişen ortam koşulları altında ayakta tutmaya çalışır.

Sıkça kullanılan bir diğer kablosuz iletişim sistemi ise kablosuz LAN (Local Area Network - Yerel Alan Ağı) sistemleridir. Bu sistemler hücreli sistemlerden çok daha yüksek veri hızlarına ulaşabilmekte, bina ve işyeri gibi mekanlarda bilgisayarların ve taşınabilir cihazların birbirleriyle iletişimlerini sağlamak amacıyla kullanılmaktadırlar. Kablosuz LAN sistemlerinin en önemli örneklerinden biri tasarsız (ad hoc) sistemlerdir. Tasarsız sistemlerde, hücreli sistemlerdeki gibi düğümler-arası tüm trafiğin iletiminden sorumlu merkezi bir baz istasyonu yoktur. Bunun yerine tüm düğümler birbirleriyle eşit ve bunun doğal sonucu olarak da düğümler arasındaki iletişimin yürütülmesi ağ sisteminin her elemanının görevidir.

¹<http://wirelesshistory.org/>

Tasarsız kablosuz bir ağın düğümleri, kullandıkları gücü genellikle bir bataryadan alır. Bu ağ sistemlerinde kullanıcıların iletişim ihtiyaçları en üst seviyede karşılanırken, bataryanın şarj edilmeden en uzun süre kullanılabilmesini sağlamak en önemli hususlardan birisidir. Bu amaçla, her terminalin kendi iletişim ihtiyacı için yeterli olan en düşük seviyede, yani *eniyi seviyede*, verici çıkış gücü kullanması esastır. Sıradaki konu bu hususa işaret etmektedir.

2.2 Eniyi Güç Tahsisi

2.2.1 Genel Tanımlar

Kablosuz ağların en önemli tasarım/çalışma parametrelerinden biri, kuşkusuz, vericilerin çıkış gücüdür. Burada verici, hücresel sistemler için bir baz istasyonu veya baz istasyonuna bağlı bir gezgin terminal olabilecekken, tasarsız bir ağ yapısında birbirleriyle haberleşen çiftlerden bilgiyi gönderendir. Kullanılan ağ yapısından bağımsız olarak, herhangi bir kablosuz terminalin bağlı bulunduğu ağda, ağ seviyesinde kaliteli iletişim gerçekleştirebilmesi için tüm terminallerin çıkış güçlerinin kendi ihtiyaçlarını karşılayan en düşük, yani eniyi, seviyede tutulmasının kritik önemi vardır. Bu değer, gereğinden az olması durumunda ilgili terminalin iletişim kalitesi düşecek; fazla olması durumunda ise bağlı bulunulan ağdaki diğer alıcı terminallere etki eden girişim (interference) miktarı arttırılacak ve bu terminallerin, yani tüm ağ sisteminin, iletişim kalitesinin azalmasına sebebiyet verilecektir. Ayrıca gezgin kablosuz terminallerin büyük çoğunluğunun batarya ile çalışmasından ötürü, gereğinden fazla tüketilen güç, bataryanın çabuk boşalmasına ve terminallerin iletişim ömürlerinin azalmasına sebep olacağı için tercih edilmeyen bir durum oluşturacaktır.

Bu bilgilerden hareketle, kablosuz ağlarda kullanıcıların çıkış güçlerinin eniyi değerde seçilmesinin son derece önemli bir problem olduğu söylenebilir. Bu problemin, söz konusu iletişimlerin gerçekleştiği kanalların hızlı değişen ve rasgele yapıları ve ağda yer alan diğer terminallerden gelen karışma sinyalleri gibi birden çok parametreye bağlı olması da çözümünü önemli ölçüde zorlaştıran etmenlerdendir. Bu problemlili durumun ağ seviyesinde etkin bir biçimde çözümlenebilmesi için literatürde sıkça kullanılan yöntemlerden birisi, birbirilerine girişim yaratabilecek sinyaller üreten terminallerin eniyi çıkış güçlerinin önceden hesaplanması ve tüm terminallerin çıkış güçlerini bu şekilde ayarlamasıdır. Bu güç tahsis çözümü, merkezi (örneğin hücresel) veya dağıtık (örneğin tasarsız) biçimlerde yapılabilir. Merkezi eniyi güç tahsisi

probleminde, ağa ve ağa bağlı terminallere ait gerekli tüm bilgilere sahip bir merkez, bu bilgilerin kullanılmasıyla iletişim ihtiyacı olan terminallerin çıkış güçlerinin ne olması gerektiğine karar verir. Literatürde, bu şekildeki problemlere eniyi çözümler bulunabilmekle birlikte, bu çözümlerin pratikte uygulanmasında bir takım problemlerle karşılaşmaktadır. Birkaç örnek olarak, gerekli tüm bilgilerin merkeze iletilmesinin ağa getirdiği yük ve karmaşık hesaplamaların yapılması için ihtiyaç duyulan zamanın birçok gerçek-zamanlı sistem için hoşgörülemez kadar fazla olması verilebilir. Öte yandan dağıtık yapıdaki güç tahsisi probleminde, her terminal sadece kendisine ait (local) bilgiler dahilinde kendi çıkış gücünü ayarlamakla yükümlüdür. Bu problemin çözümünde ise ancak eniyeye yakın çözümler mevcut olmakla birlikte bu çözümlerin ağa büyük bir yük getirmemesinden dolayı pratikte uygulanabilirlikleri daha kolaydır. [1-10]

2.2.2 Hizmet Niteliği Temelli Yaklaşımlar

Merkezi ya da dağıtık, eniyi güç tahsisi problemlerinde temel husus, ağdaki terminallerin birbirleriyle iletişim sağlayabilmeleri için ihtiyaç duydukları eşik bir hizmet niteliğine (QoS) sahip olmalarının sağlanmasıdır. Hizmet niteliği anlamında literatürde sıkça kullanılan parametrelerden birisi de SINR (Signal-to-Interference-plus-Noise-Ratio, Sinyalin Girişim ve Gürültüye Oranı)'dır. Ağdaki kullanıcıların ihtiyaçlarındaki çeşitlilikten dolayı, eşik SINR değeri terminalden terminale farklılık gösterebilir. Literatürde bugüne kadar, gerek hücreli, gerek tasarsız sistemlerde güç tahsisi konusunda birçok çalışma yapılmıştır [1-10]. Bu çalışmaların hemen hepsinde bağların (link) kalitesi alıcıdaki SINR miktarı ile ölçülmektedir. Örnek olarak, K tane terminal çiftinin (alıcı/verici) bulunduğu bir yukarı yönlü bağ senaryosu düşünelim. Bu senaryoda i 'inci terminalin herhangi bir andaki anlık SINR değeri şöyle hesaplanır [14]

$$\gamma_i = \frac{|h_{ij}|^4 P_i}{n_i + \sum_{j \neq i} |h_{ij} h_{ii}^*|^2 P_j}, \quad i, j = 1, \dots, K. \quad (2.1)$$

Bu senaryoda j 'inci vericiyle i 'inci alıcı arasındaki kanalın dürtü yanıtı h_{ij} , i 'inci verici terminalin çıkış gücü P_i ve i 'inci alıcı terminale etki eden gürültü miktarı n_i ile ifade edilmiştir. i 'inci bağda sağlıklı bir iletişim yapılabilmesi için bu bağın γ_i^{esik} ile gösteri-

len bir SINR eşik değerinden büyük olması, yani,

$$\gamma_i \geq \gamma_i^{esik} \quad (2.2)$$

olması gerekmektedir. Bu SINR kısıtı, matris formunda şu şekilde gösterilebilir :

$$(\mathbf{I} - \mathbf{F}) \mathbf{P} \geq \mathbf{U}, \quad \mathbf{P} > 0 \quad (2.3)$$

Bu ifadede $\mathbf{P} = [P_1, P_2, \dots, P_K]^T$, terminallerin çıkış güçlerinden oluşan $(K \times 1)$ 'lik sütun vektörünü; \mathbf{I} , boyutları $(K \times K)$ olan bir birim matrisi;

$$\mathbf{U} = \left[\frac{n_1 \gamma_1^{esik}}{h_{11}}, \frac{n_2 \gamma_2^{esik}}{h_{22}}, \dots, \frac{n_K \gamma_K^{esik}}{h_{KK}} \right]^T, \quad (2.4)$$

gürültü gücünün SINR eşik değeri ve kanal yol kazancı ile ölçeklendirilmiş halini; \mathbf{F} ise,

$$F_{ij} = \begin{cases} 0, & i = j \\ \frac{\gamma_i^{esik} h_{ji}}{h_{ii}}, & i \neq j \end{cases} \quad (2.5)$$

elemanlarından oluşan $(K \times K)$ 'lık bir matrisi ifade etmektedir.

Perron-Frobenious teoremine göre [1, 11, 12, 13]; ancak ve ancak \mathbf{F} matrisinin en büyük özdeğerinin (ρ_F) büyüklüğü birden küçükse, (2.3)'ün pozitif değerlerden oluşan bir \mathbf{P}^* çözümü vardır. Bu durumda, pareto-eniyi \mathbf{P}^* değeri aşağıda verildiği gibidir:

$$\mathbf{P}^* = (\mathbf{I} - \mathbf{F})^{-1} \mathbf{U}. \quad (2.6)$$

Burada sözü edilen pareto-eniyi'nin anlamı; eğer \mathbf{P}' (2.3)'ün bir çözümü ise, eleman bazında $\mathbf{P}' \geq \mathbf{P}^*$ 'nin mutlaka sağlandığıdır. Sonuç olarak \mathbf{P}^* , tüm kullanıcıların SINR gereksinimlerinin aynı anda tutturulabildiği durumda, terminallerin çıkış güçlerini enküçülten güç tahsisi çözümüdür.

Foschini ve Miljanic [2]'de, (2.7)'de gösterilen algoritmanın da $\rho_F < 1$ olduğu durumda \mathbf{P}^* çözümüne ulaştığını, aksi takdirde sonsuza ırsadiğini göstermişlerdir.

$$\mathbf{P}(t+1) = \mathbf{F} \times \mathbf{P}(t) + \mathbf{U} \quad t = 1, 2, \dots \quad (2.7)$$

Bu çözümün terminaller bazındaki karşılığı da

$$P_k(t+1) = \frac{\gamma_k^{esik}}{\gamma_k(t)} P_k(t) \quad k = 1, \dots, K \quad (2.8)$$

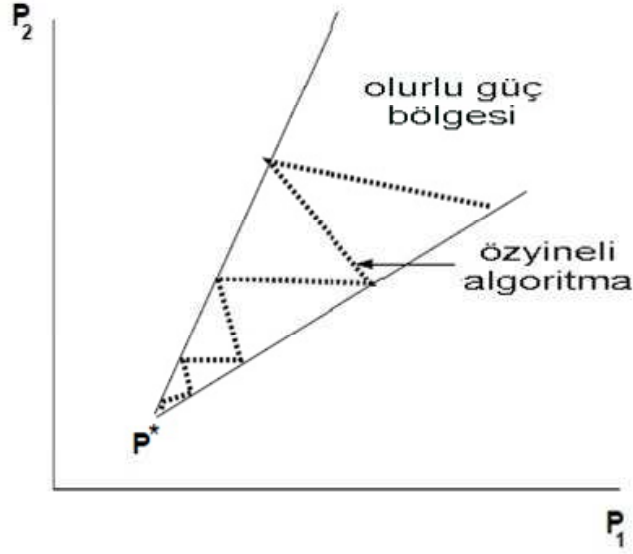
algoritmasına karşılık gelmektedir. Bu algoritmada $P_k(t)$, γ_k^{esik} ve $\gamma_k(t)$, sırasıyla, k 'inci terminalin çiftinin, t 'inci andaki çıkış gücü, eşik SINR değeri ve alıcısındaki anlık SINR değeridir. (2.8)'de verilen algoritmaya göre t 'inci andaki anlık SINR değeri, terminal çiftinin eşik SINR değerinden düşükse $(t+1)$ 'inci andaki çıkış gücü t 'inci andakine kıyasla artırılacak, yüksekse azaltılacaktır. Böylelikle, anlık SINR ölçümü örneğin bir baz istasyonunda yapılacak ve basit bir "arttır" veya "azalt" komutuyla tüm terminallerin çıkış güçleri, eğer böyle bir değer kümesi varsa, eniyi değerlere ulaşacaktır. Eniyi güçle çalışması mümkün olmayan terminallerin çıkış güçleri ise, bu algoritmanın ulaştığı son nokta itibarıyla, mümkün olan en yüksek değere çekilecektir.

Şekil 2.1'de iki terminal çiftinden oluşan bu sistemde, SINR hedeflerinin tutturulduğu tüm güç değerlerini kapsayan olurlu bir bölge gösterilmiştir. Şekilden, bu iki boyutlu uzay içerisinde bir ilk noktayla çalışmaya başlayan algoritmanın, özyineli biçimde \mathbf{P}^* noktasına ulaştığı ve bu noktanın terminallerin SINR kısıtlarını sağlayan en küçük güç değerlerine sahip nokta olduğu açıkça görülmektedir. [14]

Foschini ve Miljanic'in bu algoritmasına benzer şekilde Grandhi'de, terminallerin güç değerlerinin birbirinden bağımsız olarak güncellendiği dağıtık bir algoritma üzerinde çalışmıştır [3]. Bu algoritmayı matematiksel olarak şu şekilde ifade etmek mümkündür

$$P_k(t+1) = \frac{c}{\gamma_k(t)} P_k(t) \quad k = 1, \dots, K. \quad (2.9)$$

Burada c , pozitif bir gerçel katsayıdır. Algoritmaya göre terminaller, ilk olarak çıkış güçlerini belirli bir ilk değere çekecek, daha sonra ise bu değerleri güncellemek için



Şekil 2.1. Özyineli Foschini-Miljanic algoritmasının P^* noktasına yakınsaması

sadece anlık çıkış güçlerine ve alıcılarında yarattıkları SINR değerine ihtiyaç duyacaktır. Merkezi bir kontrol mekanizmasına ihtiyaç duyulmadan yapılan bu ölçümler sonucunda da, bu iki değer birbirine oranını pozitif bir katsayı ile çarparak yeni çıkış güçlerine ulaşacaklardır. Sonuç olarak (2.9)'daki algoritma ile belirli sayıda yinelemeden sonra tüm terminaller ortak bir SINR değerine yakınsamaktadır. Bu algoritmanın kullanılmasıyla Grandhi, ağ sistemindeki en düşük SINR değerine sahip terminalin bu değerini mümkün olan en yüksek değere çekebilmeyi amaçlamıştır.

Gerçek bir kablosuz iletişim sisteminde, vericilerin çıkış güçlerinin fiziksel bir üst limitinin bulunmasından ötürü, Grandhi ve Zander [4]'teki çalışmada [3]'teki çalışmanın benzerini sınırlı çıkış gücüne sahip sistemler için yapmışlardır. Bunun için öncelikle, (2.1)'de verilen anlık SINR terimi şu şekilde değiştirilmiştir

$$\gamma_i = \frac{P_i}{\eta_i + \sum_{j \neq i} A_{ij} P_j},$$

$$A_{ij} = \begin{cases} 0, & i = j \\ \left| \frac{h_{ij} h_{ii}^*}{h_{ii}^2} \right|^2, & i \neq j \end{cases}, \quad (2.10)$$

$$\eta_i = \frac{n_i}{|h_{ii}|^4}, \quad i, j = 1, \dots, K.$$

Daha sonra bu ifade matris formunda yazılarak

$$\begin{aligned}
\mathbf{P} &\geq \gamma^{esik}(\mathbf{A}\mathbf{P} + \boldsymbol{\eta}) \\
\mathbf{S}(\gamma) &= \left\{ \mathbf{P} : \left(\left(\frac{1}{\gamma^{esik}} \mathbf{I} - \mathbf{A} \right) \mathbf{P} \geq \boldsymbol{\eta} \right) \cap \left(\mathbf{0} \leq \mathbf{P} \leq \mathbf{P}_{\max} \right) \right\} \\
\mathbf{S}(\gamma) &= \left\{ \mathbf{P} : \left(\mathbf{P} \geq \left(\frac{1}{\gamma^{esik}} \mathbf{I} - \mathbf{A} \right)^{-1} \boldsymbol{\eta} \right) \cap \left(\mathbf{0} \leq \mathbf{P} \leq \mathbf{P}_{\max} \right) \right\}
\end{aligned} \tag{2.11}$$

tüm olurlu güç değerlerinin kümesi, $\mathbf{S}(\gamma)$ elde edilmiştir. Algoritma başlarken, ilk değer olarak küçük (0'a yakın) bir hedef SINR (γ^{esik}) seçilip bunu sağlayan \mathbf{P} vektörü hesaplanmıştır. Eğer $\max_i \{P_i\} < P_{\max}$ ise sıradaki yineleme için γ^{esik} küçük bir oranla arttırılmış ve aynı \mathbf{P} hesabı tekrar yapılmıştır. Bu süreç $\left| \max_i \{P_i\} - P_{\max} \right|$ yeterince küçük olana kadar yapılmış ve sonuç olarak $\mathbf{S}(\gamma)$ kümesine dahil, en büyük γ değerini sağlayan güç değerleri bulunmuştur.

Grandhi ve Zander aynı çalışmada (2.11)'deki algoritmanın dağıtık halini de incelemiştirlerdir. Bu yapının, Foschini ve Miljanic'in [2]'de kullandıkları, (2.8)'de verilen algoritmadan tek farkı, çıkış güçlerinin üstten sınırlandırılmış olmasıdır

$$P_k(t+1) = \min \left\{ P_{\max}, \frac{\gamma_k^*}{\gamma_k(t)} P_k(t) \right\} \quad k = 1, \dots, K. \tag{2.12}$$

Yukarıdaki algoritma DCPC (Distributed Constrained Power Control - Dağıtık Kısıtlı Güç Kontrolü) olarak adlandırılmış ve bu algoritmanın, başlangıç değeri olarak herhangi bir pozitif $\gamma_k(0)$ değeri aldığı durumun sonucunda eniyi güç değerine (\mathbf{P}^*) ulaştığı gözlemlenmiştir. Ancak, bu algoritmanın önemli bir olumsuz yanı, sonuç olarak ulaşılan eniyi durumda ağ tarafından desteklenmeyen kullanıcıların çıkış güçlerinin azami değerlerine yani P_{\max} 'a çekilmesidir. Bu kullanıcılar her ne kadar ağdan hizmet almasalar da en yüksek çıkış güçleri ile iletim yaparak diğer kullanıcılara girişim yaratacaklardır.

Güç tahsisini sağlayan algoritmaların literatürde sayılarının artmasıyla, Yates bu algoritmaların yakınsama durumlarını incelemiş ve bu amaçla kullanılmak için genel bir çerçeve yapı oluşturmuştur [5]. Bu yapının temel taşı, *Standart Girişim Fonksiyonu* (Standard Interference Function) olarak adlandırılan $\mathbf{I}(\mathbf{p})$ fonksiyonudur. Bu fonksiyonun kullanımıyla kullanıcıların SINR gereksinimleri aşağıdaki gibi ifade edilebilir

$$\mathbf{p} \geq \mathbf{I}(\mathbf{p}). \tag{2.13}$$

Burada $\mathbf{p} = [p_1, p_2, \dots, p_N]$, $\mathbf{I}(\mathbf{p}) = [I_1(p), I_2(p), \dots, I_N(p)]$ ve $I_i(p)$, i 'inci terminalin sağlıklı iletişim yapabilmesi için bastırabilmesi gereken toplam girişim miktarıdır. Yates'in tanımına göre $\mathbf{I}(\mathbf{p})$ fonksiyonu aşağıdaki üç özelliği taşır:

1. Pozitiflik (Positivity): $\mathbf{I}(\mathbf{p}) > 0$,
2. Tekdüzelik (Monotonicity): $\mathbf{p} \geq \mathbf{p}' \Rightarrow \mathbf{I}(\mathbf{p}) \geq \mathbf{I}(\mathbf{p}')$,
3. Ölçeklenebilirlik (Scalability): $\forall \alpha > 1, \alpha \mathbf{I}(\mathbf{p}) \geq \mathbf{I}(\alpha \mathbf{p})$.

Yates, yukarıdaki özellikleri taşıyan $\mathbf{I}(\mathbf{p})$ fonksiyonunun olurlu olduğu durumlarda geçerli olan

$$\mathbf{p}(i+1) = \mathbf{I}(\mathbf{p}(i)) \quad i \geq 1 \quad (2.14)$$

algoritması ile ağ genelinde $(i+1)$ 'inci andaki çıkış güçlerinin i 'inci andaki girişim miktarı neticesinde güncellenmesini önermiş ve herhangi bir başlangıç ($p(1)$) değeri için yukarıdaki algoritmanın eniyi güç tahsisine (\mathbf{p}^*) ulaştığını ispatlamıştır. Burada, önemli nokta $\mathbf{I}(\mathbf{p})$ fonksiyonunun olurlu olmasının, yani \mathbf{p}^* noktasının var olmasının, gerekliliğidir.

Eniyi güç tahsisi yapan herhangi bir algoritmanın pratikte uygulanabilir olabilmesi için en önemli parametrelerden birisi de, algoritmanın eniyi çözüme yakınsama süresidir. Bu süreyi kısaltmak amacıyla literatürde yapılmış olan çalışmalardan birisi, Jäntti ve Kim'in [6]'da belirttiği ikinci dereceden güç kontrolü algoritmasıdır. $(i+1)$ 'inci andaki çıkış güçlerini, i 'inci ve $(i-1)$ 'inci anlardaki değerleri ağırlıklandırarak hesaplayan bu algoritma aşağıdaki gibidir:

$$p_i(k+1) = \min\{p_i^{\max}, \max\{0, p'(k)\}\} \quad (2.15)$$

$$p'(k) := w(k) \frac{\gamma_i^*}{\gamma_i(k)} p_i(k) + (1 - w(k)) p_i(k-1).$$

ve $w(k)$ her yinelemede uygun bir şekilde seçilmelidir. Aynı çalışmada Jäntti, bu algoritmanın eniyi değere yakınsamasının DCPC algoritmasına kıyasla daha hızlı olduğunu göstermiştir.

2.2.3 Alternatif Yöntemler

Eniyi güç tahsisi problemine ilişkin literatürde, şimdiye kadar örneklerinden bahsedilen, hedef bir SINR değerine ulaşmayı amaç edinmiş metotlara alternatif yaklaşımlar da yer almaktadır. Bunlara bir örnek olarak, Sung ve Leung'un [7]'de geliştirdikleri *fırsatçı algoritma* verilebilir. Bu algoritmada terminaller, ağda üretilen işi enbüyütmek için kanaldaki rasgele değişimlerden faydalanmaya çalışır. Daha önce bahsedildiği gibi Yates'in [5]'teki çalışmasında, standart girişim fonksiyonunun tekdüzelik özelliği gereğince, herhangi bir kullanıcı çıkarlarını korumak ve kendi SINR hedefini tutturabilmek adına diğer kullanıcılar çıkış güçlerini arttırdığında çıkış gücünü arttırmaktaydı. Sung ve Leung'un [7]'de bahsedilen çalışmasında ise bu yaklaşımın tamamen tersi benimsenmiştir. Buna göre bir kullanıcı, diğer kullanıcılar yüksek güçle iletim yaparken kendi çıkış gücünü düşürme, aksi takdirde ise arttırma eğilimindedir. Ters senaryoda ise, bir kullanıcı çıkış gücünü arttırmaya başladığında ağdaki diğer kullanıcılar çıkış güçlerini azaltma eğilimine geçmektedirler.

SINR değerini takip eden algoritmalara alternatif bir diğer yöntem, Xiao'nun [8]'de değindiği *Yarar-Bazlı Güç Kontrol* (Utility Based Power Control - UBPC) yöntemidir. Bu yöntemde Xiao, gerekli olan SINR değerini tutturmanın kullanıcılar için önemine vurgu yapmakla birlikte, bu tür bir yaklaşımın yüksek seviyelerde güç tüketimine sebebiyet verebileceği bazı durumlarda, çıkış gücünün ve batarya ömrünün son derece önemli olmasından ötürü tercih edilemeyebileceğini savunmuştur. Bu bakış açısıyla eniyi güç tahsisi problemini mikroekonomi ve oyun teorisi temelli yöntemlerin de kullanımıyla tekrar tanımlamışlardır. Bu yeni denklemlenme aşamasında kullanıcılar, SINR limitlerini zorlamak yerine belirli bir *net yarar fonksiyonunu* enbüyütmeye çalışırlar. Net yarar fonksiyonu temel olarak iki terimin farkından oluşur. Bu terimlerden ilki, kullanıcıların servis kalitesinden memnuniyetlerini ifade eden *yarar fonksiyonu*, diğeri ise bu yarara karşılık gelen *ceza fonksiyonudur*.

Kablosuz iletişim sistemlerinde genel olarak hizmet kalitesi SINR değeri ile ilişkili olduğu için, Xiao yarar işlevini SINR değerinin bir işlevi olarak düşünmüş ve $U_i(0) = 0$, $U_i(\infty) = 1$, $U_i(\text{SINR}_i)$ 'nin SINR_i ile tekdüze olarak artan bir işlev olması gerektiğini savunmuştur. Bu sayede kullanıcının memnuniyeti servis kalitesi iyileştikçe artacaktır. Bu gereksinimleri sağlayan sigmoid fonksiyonu yarar fonksiyonu olarak kullanılmıştır.

Öte yandan, ceza fonksiyonu olarak da çıkış gücüne bağlı bir fonksiyon seçilmesi uygun görülmüş ve bununla ilgili gereksinimlerin de; $C_i(0) = 0$ ve $C_i(P_i)$ 'nin P_i ile artan yapıda olması gösterilmiştir. Bu çerçevede ceza fonksiyonu

$$C_i(P_i) = \alpha_i P_i \quad (2.16)$$

olarak çıkış gücüyle doğrusal artan bir yapıda belirlenmiştir. Burada α_i *bedel katsayısı* olarak değerlendirilmiş ve bu çalışma kapsamında sabit bir sayı olarak kabul edilmiştir. Sonuç olarak, net yarar işlevi

$$NU_i(SINR_i, P_i) = U_i(SINR_i) - C_i(P_i) \quad (2.17)$$

olarak belirlenmiştir. Önerilen bu yöntem ile çok sayıda kullanıcı içeren bir ağ için yapılan benzetimler ile UBPC algoritmasının her ne kadar işbirlikli bir sistem olmasa da temelinde belirli bir düzeyde işbirliği barındırdığı gözlenmiştir. Bu gerçek, yoğun trafiğe sahip bir ortamda, pozisyon itibarıyla diğer kullanıcılara kıyasla daha kötü durumda bulunan bir terminalin SINR değerinin düşürüldüğü (ve hatta kendi kendisini kapattığı) bir örnek üzerinde görülebilmektedir. Bu işbirlikçi yaklaşım sayesinde ağdaki çıkış güçlerinin olumsuz bir noktaya gitmesi engellenmektedir.

Eniyi güç kontrolü ve tahsisi problemi, aslında tek başına bir problemden çok literatürdeki birçok problemin doğasında bulunan temel bir problemdir. Örnek vermek gerekirse, *Ağırlıklı Üretilen İş Enbüyütme* (Weighted Throughput Maximization) probleminin çözümünde terminalerin çıkış güçlerinin eniyi değerlere çekilmesi, [9,10,15]'te incelenmiş olduğu gibi bir çeşit önkoşuldur. Bahsi geçen ağırlıklı üretilen işi enbüyütme probleminde, enbüyütülmesi gereken amaç işlevi $\sum_i w_i \log_2(1 + SINR_i)$ 'dir. Burada w_i , i 'inci kullanıcının ağırlığı, $\log_2(1 + SINR_i)$ terimi ise bu kullanıcının ulaşabildiği veri hızı (bps/Hz)'dir. [15]'te yüksek SINR rejimi için çözüm incelenmiş ve $SINR_i \gg 0$ olduğu durumlardaki $\log_2(1 + SINR_i) \approx \log_2(SINR_i)$ varsayımından hareketle amaç işlevinin geometrik programlama ile çözülebilecek dışbükey bir forma dönüştürülebildiği görülmüştür. Ancak bu varsayım, birbirlerine yakın konumda bulunan terminalerin oluşturdukları yüksek seviyeli girişim sebebiyle, pratikteki tasarsız kablosuz sistemler için pek geçerli sayılamamaktadır. Bu çalışmaya kıyasla, bazı yazarlar problemi genel geometrik programlama ile çözülebilecek bir

forma dönüştürmeyi başarmışlar ve bunun sonucunda ise yüksek SINR rejimi varsayımından kurtulmuş ancak problemin çözümünü NP-Zor seviyeye çekmişlerdir [10]. Bu durumla başa çıkabilmek için ise yazarlar, amaç fonksiyonu üzerinde tekterimli yaklaşıklama metodunu kullanarak özyineli bir çözüm yöntemi geliştirmişlerdir. Ancak bu çözümün de olumsuz tarafı, algoritmanın bazı durumlarda evrensel eniyiye gidemeden yerel eniyilerde takılı kalabilmesidir.

Bu iki çalışmanın üzerine, Qian ise, genel SINR rejimini kapsayan ve sonlu zamanda evrensel ϵ -eniyi sonucu verebilen MAPEL (MLFP²-bAsed PowEr aLlocation) algoritmasını geliştirmiştir [9]. Yazarın bu çalışmada uğraştığı problem matematiksel olarak aşağıda verildiği gibidir

$$\begin{aligned}
 \text{maliyet islevi} \quad & \max \sum_i w_i \log_2(1 + \gamma_i(\mathbf{p})) , \\
 \text{kısıtlar} \quad & \log_2(1 + \gamma_i(\mathbf{p})) \geq r_{i,min}, \\
 & 0 \leq p_i \leq P_i^{max}, \quad \forall i \in N.
 \end{aligned} \tag{2.18}$$

Burada $r_{i,min} \geq 0$, i 'inci kullanıcının veri hızı gereksinimini ifade etmektedir. Qian ve diğerleri bu problemi, logaritmik işlevin ve MLFP'nin özelliklerini kullanarak farklı bir yapıya dönüştürmüş ve geliştirdikleri karmaşık algoritma ile de evrensel eniyiye önceden belirlenebilen bir ϵ komşuluğunda yaklaşmayı başarmışlardır.

Çok kullanıcıli sistemlerde kimi zaman, kullanıcıların tamamına hizmet verilmesi için gerekli miktarda kaynak bulunmayabilir. Bu durumda tüm kullanıcılar arasından belirli kurallar dahilinde bir alt küme seçilir ve sadece bu kullanıcılar ağa dahil edilir. Sıradaki altbölüm bu konuyu ele almaktadır.

2.3 Giriş Denetimi

2.3.1 Genel Tanımlar

Giriş Denetimi (Admission Control), bir ağdaki birden çok kullanıcı arasından hangilerinin, ağdan öncelikli olarak faydalanabileceğinin belirlenmesine yarayan bir kalite yordamıdır. Bu kapsamda giriş denetimi ile birçok potansiyel kullanıcı arasından hangilerine ağ tarafından hizmet verileceği ve bu kullanıcılar arasında nasıl bir önceliklendirme yapılacağı belirlenir. Bir terminal ağdan yararlanmak istediğinde önce-

²MLFP: Multiplicative Linear Fractional Programming - Çarpımsal Doğrusal Kesirli Programlama

likle, ağı kendi iletişim ve kalite ihtiyaçları doğrultusunda bilgilendirir. Bu bilgiler ışığında ağ, eldeki mevcut kaynakların kullanımı ile diğer kullanıcıların aldıkları hizmeti sektöre uğratmayacak şekilde bir kaynak tahsisinin mümkün olup olmadığını inceler. Mümkün olduğuna kanaat getirirse, söz konusu kullanıcıyı ağa dahil eder. Aksi takdirde, kullanıcıya talebinin reddedildiği bilgisi iletilir ve kullanıcı ağın dışında tutulmuş olur.

Bazı durumlarda ağda yeterli kaynak olmasına rağmen potansiyel bir kullanıcının iletişim talebi reddedilebilir. Bu duruma örnek olarak, kullanıcıların yüksek veya düşük öncelikli olarak sınıflandırılması ve potansiyel bir kullanıcının düşük öncelikli olması durumunda daha sonra hizmet bekleyebilecek yüksek öncelikli bir kullanıcı ihtimalinin göz önünde bulundurulması verilebilir. Farklı önceliğe sahip kullanıcılara ağ tarafından farklı tarifelerin uygulanması (yüksek öncelikli kullanıcı daha pahalı bir tarifeye hizmet alır) bu durumu doğuran temel etmendir.

Giriş denetimiyle ilgili senaryoları, ağa dahil olmak isteyen yeni kullanıcılar ve var olan kullanıcıların el değiştirmesi olmak üzere ikiye ayırmak mümkündür. İlk senaryo, mevcut iletişim ihtiyaçlarını karşılayabilen bir ağa yeni bir kullanıcının katılım talebi sonrasında, bu kullanıcının ağa dahil edilip edilmemesi durumlarının değerlendirilmesidir. Bu değerlendirme sonucunda kullanıcı ya ağa kabul edilir ya da bu talebi reddedilir. İkinci senaryoda ise, kaynaklarının tamamını kullanmakta olan bir ağdan faydalanmakta olan bir kullanıcının, başka kullanıcıları ağa dahil edebilmek amacıyla, ağdan çıkarılması ya da -GSM sistemindeki hücre değiştirme (handoff) örneğindeki gibi- başka bir ağa yönlendirilmesidir. Bu tercihteki temel unsur yine, çıkarılan kullanıcı yerine ağa dahil edilecek kullanıcıların ağ için daha karlı bir kaynak kullanım şekli sunmalarıdır. Örneğin, baz istasyonuna uzak bir kullanıcının iletişimi için çok yüksek çıkış güçlerinin kullanılması gerekebilir³. Bu yüksek çıkış gücü de ağdaki diğer kullanıcılar için girişim yaratarak bu kullanıcıların iletişim başarımlarını olumsuz yönde etkiler. Uzaktaki kullanıcıyı bu ağdan çıkararak coğrafik olarak kendisine daha yakındaki bir ağa aktarmanın iki türlü faydası olabilir. İlk olarak, diğer kullanıcılar üzerindeki olumsuz girişim etkisinin ortadan kaldırılmasıyla bu kullanıcıların iletişim kalitelerinin artması sağlanır. İkincisi ise, diğer kullanıcılara aynı

³Kullanıcıların sürekli olarak belirli bir hizmet niteliğinde (QoS, Quality of Service) iletişim kurabilmeleri için, çıkış güçlerini verici-alıcı çifti arasındaki mesafe ile ters üssel ($d^{-\alpha}$, $\alpha \in [2, 4]$ tipik olarak) orantılı olacak şekilde ayarlamaları gerekir.

miktarda girişim uygulanmaya devam edilerek, çıkarılan kullanıcıya kıyasla baz istasyonuna daha yakın pozisyonda bulunan (yani daha az güç gerektiren) *birden fazla* kullanıcının ağa kabul edilmesi düşünülebilir. Buna ek olarak, söz konusu uzak kullanıcının kendisine daha yakın konumdaki başka bir ağa aktarılması ile, bu kullanıcının daha düşük bir çıkış gücü ile çalışabilmesi mümkün olacak, böylelikle de ağdan çıkarılan kullanıcının da bu tercihten faydalanması sağlanmış olacaktır.

2.3.2 Temel Yaklaşımlar

Yukarıda bahsi geçen tipte bir senaryoyu Foschini-Miljanic'in [2] güç kontrol algoritması ile gerçekleştirmek mümkündür. Örneğin, Bambos [16]'da bu konuyu incelemiş, ağa yeni katılacak kullanıcı için (2.8)'dekine benzer bir algoritmayla uygun bir güç tahsisi çözümünün varlığını araştırmıştır. Bu çalışma kapsamında, yeni kullanıcı da dahil olmak üzere tüm kullanıcılar, bulunan yeni güç tahsisi çözümü sonucunda hedefledikleri SINR değerine ulaşabiliyorlarsa kullanıcı ağa dahil edilmekte, aksi takdirde kullanıcının katılım talebi reddedilmektedir.

Bambos [16]'da ayrıca, Foschini-Miljanic algoritmasının yeni bir kullanıcının ağa dahil edilmesi sürecinde sonuca ulaşıncaya kadar geçen her yinelemede kullanıcıların çıkış güçlerinin sürekli olarak salınımına maruz kalabileceğini belirtmiştir. Bunun sonucu olarak da anlık SINR değerlerinin hedef SINR değerlerinin altında kalabileceğine işaret etmiş ve bu durumun çözümü için ise, ağdan mevcut durumda faydalanmakta olan kullanıcıların hedef SINR değerlerini gerçekteki hedef SINR değerinin belirli bir oranda üstünde tutmasının faydalı olacağını değerlendirmiştir. Bu algoritma ile ağdaki *i'inci* kullanıcı *k'inci* yinelemede çıkış gücünü (2.19)'da verildiği gibi güncellemektedir

$$P_i(k+1) = \begin{cases} \frac{\delta \gamma_i^{esik}}{\gamma_i(k)} P_i(k), & i \in A_k \\ \delta P_i(k), & i \in B_k \end{cases} . \quad (2.19)$$

Bu denklemden $\delta (> 1)$ "aktif koruma katsayısı"nı, γ_i^{esik} *i'inci* kullanıcının hedef SINR değerini, $\gamma_i(k)$ bu kullanıcının *k'inci* yinelemede sahip olduğu anlık SINR değerini, A_k *k'inci* yineleme sırasında ağa dahil olan (aktif) kullanıcıları içeren kümeyi, B_k ise *k'inci* yineleme sırasında ağdan hizmet alamayan (pasif) kullanıcıları içeren kümeyi temsil etmektedir. (2.19)'da verilen algoritma ile aktif kullanıcılar, çıkış güç-

lerini hedefledikleri SINR değerine ulaşmaları için gerekli olan miktarın δ katsayısı ile ölçeklendirilmiş haline güncellemekte, pasif kullanıcılar ise δ oranında doğrusal bir artışla yeni çıkış güçlerini belirlemektedirler. Bu sayede pasif kullanıcıların aktifliğe geçiş sürecinde diğer aktif kullanıcıların asgari düzeyde etkilenmeleri sağlanmış olmaktadır.

Andersin [17]'de ağdaki tüm kullanıcılar içinden en çok kaçının desteklenebileceğinin bulunması probleminin NP-Tam zorluk sınıfına ait olduğunu göstermiştir. Aynı çalışmada üç farklı çıkarım algoritması verilerek bunların başarımları değerlendirilmiştir. Bu çalışmada öncelikle, DCPC benzeri bir algoritmayla kullanıcılara eniyi güç değerleri atanmakta, daha sonra ağdaki durumları diğer kullanıcılara kıyasla daha kötü olan kullanıcılar geliştirilen bu üç çıkarım algoritması ile ağdan çıkarılmakta ve bu döngü kalan kullanıcılar için tekrar eniyi güç tahsisinin yapılması ile tekrar etmektedir. Kullanılan çıkarım algoritmalarının temel aldığı bazı tanımlar (2.20)'de verildiği gibidir [17]

$$\begin{aligned}\alpha_j(\mathbf{p}) &= \gamma^t(n_j + p_j \sum_{i=1}^N a_{ij}) - p_j, \\ \beta_j(\mathbf{p}) &= \gamma^t(n_j + \sum_{i=1}^N a_{ji}p_i) - p_j, \\ D^{N_0}(\mathbf{p}) &= \sum_{j \in N_0} \beta_j(\mathbf{p}) = \sum_{j \in N_0} \alpha_j(\mathbf{p}), \quad 1 \leq j \leq N.\end{aligned}\tag{2.20}$$

Bu ifadede γ^t , kullanıcıların ulaşmayı hedefledikleri SINR değeri, a_{ij} , (2.10)'da verilen i 'inci ve j 'inci kullanıcıları arasındaki kanal katsayısı; N_0 ise belirli bir anda tüm kullanıcılar arasından ağ tarafından desteklenenleri (aktif kullanıcıları) içeren kümedir. Denklem (2.20)'de verildiği haliyle $\alpha_j(\mathbf{p})$, \mathbf{p} vektörü ile ifade edilen güç değerlerine sahip kullanıcılar arasından j 'incisinin ağdaki diğer tüm kullanıcılar üzerinde yarattığı toplam girişim değerine, $\beta_j(\mathbf{p})$, diğer kullanıcıların j 'inci kullanıcı üzerinde yarattığı toplam girişime ve $D^{N_0}(\mathbf{p})$ ise N_0 kümesine dahil kullanıcıların tümüne etki eden toplam girişim miktarına eşittir. $D^{N_0}(\mathbf{p})$ değeri, doğası itibarıyla aynı zamanda N_0 kümesine dahil kullanıcıların ağdaki diğer kullanıcılar üzerinde yarattıkları toplam girişim miktarına da eşittir. Bu yapı sayesinde $D^{N_0}(\mathbf{p})$ değeri, belirli bir kullanıcı kümesinin ağdan hizmet almasının ne kadar iyi bir tercih olduğunu ifade eden bir ölçev görevi görür ve ağı kullanması en uygun olacak kullanıcılar kümesinin seçimi için önemli bir parametre olarak kullanılabilir.

[17] kapsamında $D^{N_0}(\mathbf{p})$ parametresinin kullanımı ile gerçekleştirilmiş çıkarım algoritmalarından ilki SMIRA'dır (Stepwise Maximum Interference Removal Algorithm - Enyüksek Girişimin Adım Adım Çıkarılması Algoritması). SMIRA'nın her adımında, çıkarılmasıyla $D^{N_0}(\mathbf{p})$ 'nin en çok düşmesini sağlayacak kullanıcı ağdan çıkarılır. Burada önemli husus, hem $\alpha_j(\mathbf{p})$ hem de $\beta_j(\mathbf{p})$ değerlerinin ayrı ayrı azalmasının $D^{N_0}(\mathbf{p})$ değerinin düşmesini sağlamasıdır. Yani SMIRA kapsamında, kullanıcılar arasından ya diğerlerine en çok girişim yaratan kullanıcı ya da diğer kullanıcılardan en çok girişim alan kullanıcı her yinelemede ağdan çıkarılır. Bu yöntem matematiksel olarak aşağıdaki gibi ifade edilebilir

$$\max_{j \in N} \{\max(\alpha_j(\mathbf{p}); \beta_j(\mathbf{p}))\}. \quad (2.21)$$

Andersin, $D^{N_0}(\mathbf{p})$ dışında bir diğer ölçev olarak $D^N(\mathbf{p}^N) - D^{N_0}(\mathbf{p}^{N/N_0})$ 'yi kullanmıştır. Burada geçen \mathbf{p}^{N/N_0} (2.22)'de verildiği gibidir

$$p_i^{N/N_0} = \begin{cases} p_i^N, & i \in N_0, \\ 0, & \text{aksi takdirde.} \end{cases} \quad (2.22)$$

Bu ölçevin kullanıldığı algoritmalarından biri olan SMART(R) (Single or Multiple Accumulative Removals Technique - Tekli veya Çoklu Biriken Çıkarımlar Tekniği) yönteminde, önceden tanımlı bir R sayısı kadar kullanıcı her yinelemede ağdan çıkarılır. Bu R adet kullanıcı seçilirken dikkat edilen kriter hangi R adet kullanıcının ağdan çıkarılmasının kalan kullanıcılar için en olumlu olacağı, örneğin onlara etkileyen girişimi enaza indireceğidir. Bu koşul da $\max\{D^N(\mathbf{p}^N) - D^{N_0}(\mathbf{p}^{N/N_0})\}$ 'yi sağlayan N_0 kümesinin bulunmasını işaret eder. Bu algoritma ile ilgili en önemli problem ise kullanıcıların R'li gruplar halinde çıkarılması sebebiyle eniyi çözüme ulaşılmamasının zorlaşmış olmasıdır.

Bir diğer algoritma olan PRRA-K(R) (Power Reduction Removal Algorithm in K steps - K Adımlık Güç Azaltmalı Çıkarım Algoritması) yönteminde ise kullanıcıların toplam çıkış güçlerinin en aza indirgenmesi ölçev olarak kullanılmaktadır. Buna göre, önceden tanımlı bir K sayısı kadar döngü adımı ve her adımda R adet kullanıcının ağdan çıkarılması ile sonuçta en düşük toplam çıkış gücüne ulaşılmamasını sağlayan kullanıcı grubu ağ tarafından desteklenmektedir.

[17]'de ayrıca, SMART(1), SMIRA ve PRRA-K(1) algoritmalarının hesaplama karmaşıklıkları (computational complexity) incelendiğinde bu değerlerin $O(N^2)$ 'ye eşit oldukları, $R > 1$ durumu için ise SMART(R) ve PRRA-K(R) algoritmalarının hesaplama karmaşıklığının $O(N^R)$ ile ifade edildiği belirtilmiştir.

Bu çalışmada verilen algoritmaların tekli çıkarımlı bir senaryo için servis kesilme olasılıkları da grafiksel olarak incelenmiştir. Bu grafiğe göre en yüksek başarıma sahip algoritmanın SMART(1), ikinci olarak ise hemen sonra SMIRA'nın geldiği görülmektedir.

Aynı çalışmada, çoklu çıkarımlı algoritmaların başarımları da incelenmiş ve bu tip algoritmaların tekli çıkarımlı algoritmalara kıyasla daha kısa sürede çözüme ulaştığı gözlenmiştir. Bununla birlikte, ulaşılan bu sonucun servis kesilme olasılığı anlamında tekli çıkarımlı algoritmalara kıyasla daha düşük başarımlı bir sonuç olduğu gözlenmiştir.

Bu bölümde daha önce de bahsedildiği gibi, Grandhi ve Zander'in [4]'te sundukları DCPC algoritması sonucunda ağdaki tüm kullanıcılar için yegane (unique) bir çözüme ulaşılmakla birlikte, bu çözüme göre ağdan hizmet alamayan kullanıcıların çıkış güçleri amaçsızca azami değerlerine çekilmekte, bu sebeple de diğer kullanıcılar üzerinde gereksiz bir girişim etkisi yaratılmaktadır. Bu sonuç, kuşkusuz, gerçek bir iletişim sistemi için kabul edilemez bir durumdur. Bu durumun çözümü için izlenebilecek yöntemlerden birisi, desteklenmeyen tüm kullanıcıların ağdan tamamen çıkarılmasıdır. Ancak bu çözüm sonucunda gereğinden fazla sayıda kullanıcı ağdan çıkarılmış olacak ve ağdaki kaynaklar en yüksek verimlilikle kullanılamamış olacaktır. Bunun yerine söz konusu kullanıcılardan bazılarının ağdan tamamen çıkarılması fikri, Rasti tarafından [18]'de ortaya atılmıştır.

Rasti [18]'deki çalışmasında, mevcut ağdan hangi en az sayıda kullanıcının çıkarılmasıyla kalan kullanıcıların desteklenebileceği problemine dağıtık bir çözüm aramıştır. Bu dağıtık yaklaşımda, kullanıcılar sadece yerel (kendilerine ait) bilgilerin kullanımıyla çıkış güçlerini ayarlayarak olurlu bir çözüme ulaşmaya çalışırlar. Sonuç olarak, ağ için olursuz bir çözüme gidildiğinde ise *kademeli olarak* bazı kullanıcılar çıkış güçlerini düşürmekte, hatta ağdaki diğer kullanıcıların lehine iletişimlerini tamamen kapatabilmektedir. Rasti, geliştirdiği bu algoritmayı DCPC-CGR (Distributed Constrained Power Control with Capability of Gradual Removals, Kademeli Çıkarımlı

Dağıtık Kısıtlı Güç Kontrolü) olarak adlandırmıştır.

Kullanıcılara etki eden kanalı birkaç boyutuyla birden ele alabilmek ve tek bir parametre üzerinden kanalın durumunu değerlendirebilmek için *etkin girişim (effective interference)* olarak adlandırdıkları;

$$R_i(\mathbf{p}) = \frac{I_i(\mathbf{p})}{h_i} \quad (2.23)$$

fonksiyonunu tanımlamışlardır. Bu fonksiyonda geçen \mathbf{p} , çıkış güçlerinden oluşan vektörü; h_i , i 'inci verici-alıcı çifti arasındaki kanal katsayısını; $I_i(\mathbf{p})$, i 'inci kullanıcıya etki eden toplam girişim miktarını ve $R_i(\mathbf{p})$ ise i 'inci kullanıcı için kanalın durumunu ifade eden bir ölçektir. Bu ölçev uyarınca yüksek bir girişime ve düşük bir kanal katsayısına (yani büyük $R_i(\mathbf{p})$ 'ye) sahip bir kullanıcının kullandığı kanal "kötü", düşük girişime ve yüksek bir kanal katsayısına sahip bir kullanıcının sahip olduğu kanal ise "iyi" olarak nitelendirilmiştir. Bu yaklaşımla, i 'inci kullanıcının hedef SINR değerini ($\hat{\gamma}_i$) çıkış gücüne ait bir üst kısıta (\bar{p}_i) rağmen sağlayan en büyük etkin girişim değeri ancak (2.24)'deki kadar olabilir.

$$R_i^{th} = \frac{\bar{p}_i}{\hat{\gamma}_i} \quad (2.24)$$

Giriş denetimi probleminde DCPC-CGR algoritması kullanılarak getirilebilecek çözümleri, kanalların durumuna göre izlenebilecek yöntemlere göre iki şekilde sınıflandırmak mümkündür: Kötü kanala sahip kullanıcıların ağdan *temelli* çıkarıldığı algoritmalar ([17,19,20]) ve bu kullanıcıların *geçici* olarak çıkarıldığı algoritmalar ([17-20]). İkinci tip algoritmalarda, kötü kanala sahip kullanıcılar iletimlerini durdururken kanaldan çıkarılmaz ve aynı kanala sahip olmaya devam ederler. Bu kullanıcılar, bir süre sonra kanal koşulları düzeldiğinde (yani etkin girişim miktarı kabul edilebilir değerlere ulaştığında) tekrar iletim yapmaya devam ederler. İlk tip algoritmalarda ise bu durumun aksine bir kullanıcının iletim yaptığı kanal kötüleşirse kullanıcı iletimini direk olarak kesmekte ve kanalı terketmektedir.

İlk tip algoritmalara örnek olarak [17]'de, kullanıcılar çıkış güçlerini DCPC'ye göre ayarlar. Herhangi bir anda, etkin girişim miktarı eşik değeri geçen bir kullanıcı, δ olasılıkla ağdan çıkarılır ya da $1 - \delta$ olasılıkla ağda kalmaya devam eder. Buradaki

δ değeri, her döngü adımında sadece bir kullanıcının çıkarılma olasılığını ençoklayacak şekilde seçilmiştir. Rasti'nin TPC-PR (Target-SINR-Tracking Power Control with Permanent Removal - Temelli Çıkarımlı Hedef SINR Takip Eden Güç Kontrolü) olarak adlandırdığı bu algoritma iki Durum'dan oluşur. Her döngü adımında kullanıcılar bu iki Durum'dan birisinde bulunur ve çıkış güçlerini buldukları duruma göre güncellerler. Her kullanıcının Durum 1'den başladığı bu algoritma aşağıdaki gibi özetlenebilir:

Durum 1:

a: $R_i(t) \leq R_i^{th}$ iken $\rightarrow p_i(t+1) = \hat{\gamma}_i R_i(t)$ yap, t 'yi bir arttır ve Durum 1'den devam et.

b: $R_i(t) > R_i^{th}$ iken,

i. δ olasılıkla Durum 2'ye geç, ya da

ii. $1 - \delta$ olasılıkla $p_i(t+1) = p_i(t)$ yap, t 'yi bir arttır ve Durum 1'den devam et.

Durum 2:

t_s , i 'inci kullanıcının Durum 2'ye geçiş yaptığı ilk anı temsil ederken, $t > t_s$ için iletimi durdur (yani $p_i(t) = 0$).

İkinci tip algoritmalara [18]'de iki farklı örnek verilmiştir: TPC-TR (Target-SINR-Tracking Power Control (TPC) with Temporary Removal - Geçici Çıkarımlı Hedef SINR Takip Eden Güç Kontrolü) ve TPC-TPR (TPC with Both Temporary and Permanent Removal - Hem Temelli Hem Geçici Çıkarımlı Hedef SINR Takip Eden Güç Kontrolü). Bunlardan TPC-TR algoritmasına göre kullanıcıların çıkış güçleri şu şekilde güncellenir:

$$p_i(t+1) = \begin{cases} \hat{\gamma}_i R_i(t), & R_i(t) \leq R_i^{th} \\ 0, & R_i(t) > R_i^{th} \end{cases} \quad (2.25)$$

Etkin girişim miktarı artan kullanıcı bu algoritma ile çıkış gücünü sıfıra çekerek geçici olarak kendini kapatmış olacak, bu sayede hem enerjisini boşa harcamamış hem de diğer kullanıcılara gereksiz girişim yaratmamış olacaktır. Etkin girişim miktarı eşik

değerin altına indiğinde ise, kullanıcı çıkış gücünü tekrar iletişim yapabileceği bir seviyeye getirerek ağdan faydalanmaya devam edebilecektir.

Denklem (2.25)'deki gibi bir algoritmanın kullanılması durumunda eşitlikte görülen süreksizlik sebebiyle kullanıcıların güç değerlerinde salınımlar oluşması mümkündür. Bu durumun tipik bir örneği olarak, etkin girişimi eşik değerinin üzerine çıkan *i'inci* kullanıcı kendisini kapattığında diğer kullanıcıların etkin girişim miktarını düşürecek-tir. Etkin girişim miktarları düşen diğer kullanıcılar ise daha az güç kullanma yo-lunu seçerek çıkış güçlerini azaltacaklar ve bunun sonucunda da *i'inci* kullanıcının etkin girişim değerinin düşmesine sebep olacaktır. Bunu takiben de *i'inci* kullanıcı tekrar kendisini açarak çıkış gücünü arttırma yoluna gidecek ve bu şekilde sonsuz bir döngüye girilmiş olunacaktır. Bu problemin çözümü için geliştirilen TPC-TPR algo-ritmasında TPC-PR ve TPC-TR algoritmalarının güçlü yanları birleştirilmiştir. Sonuç olarak oluşan algoritma Durum 1-b haricinde TPC-PR algoritmasıyla aynı olup, Du-rum 1-b ise aşağıda verildiği gibidir:

Durum 1-b: $R_i(t) > R_i^{th}$ iken,

- i. δ olasılıkla Durum 2'ye geç, ya da
- ii. $1 - \delta$ olasılıkla $p_i(t + 1) = 0$ yap, t 'yi bir arttır ve Durum 1'den devam et.

Bu iki tip algoritmanın başarımları incelendiğinde; temelli çıkarımların yapıldığı algo-ritmalara kıyasla geçici çıkarımların yapıldığı algoritmalar, ortam koşullarına daha iyi cevap verebilmekte, ağır kaynaklarını değişen şartlara göre daha iyi kullanabilmek-tedir. Öte yandan bu tip algoritmaların dezavantajı olarak da, geçici çıkarım ve tekrar kabul edilmelerin ağda yaratabileceği salınımlar sonucunda eniyi çözüme ulaşmada harcanan süre düşünülebilir.

Bu iki algoritmanın da başlangıç çıkış güç değerlerinin seçilmesine karışmaması ve bu değerlerin kullanıcılar tarafından rasgele seçilmesi, bu seçimde yapılacak bir hatanın o kullanıcıyı (ve hatta tüm ağı) gerçekte olurlu bir çözümün bulunabile-ceği bir durumdan olursuz bir çözüme götürmesine sebep olabilmektedir. Algoritma henüz eniyi çözüme yakınsamadan bu durumdaki bir kullanıcının ağdan çıkarılması eniyi çözüme ulaşılması hususunda ciddi problemler yaratabilmektedir. Bu prob-lemle başa çıkmak amacıyla, ağdan çıkarılma işlemlerinin algoritmanın kalıcı du-

ruma ulaşmasından itibaren yapılması öngörülmüştür. Bu kapsamda Rasti [18]'de TPC-PR ve TPC-TPR algoritmalarını geliştirerek ITPC-TR (Improved TPC-TR - Gelişmiş TPR-TR) ve ITPC-TPR (Improved TPC-TPR - Gelişmiş TPC-TPR) algoritmalarını oluşturmuştur. Geliştirilen bu algoritmaların önceki hallerinden tek farkı Durum 1-b akışının değiştirilmiş olmasıdır:

Durum 1-b: $R_i(t) > R_i^{th}$ iken,

i. $n_i(t) \leq n_i^{th}(t)$ ise; $p_i(t+1) = \bar{p}_i$ yap, t 'yi bir arttır ve Durum 1'den devam et.

ii. $n_i(t) > n_i^{th}(t)$ ise;

- δ olasılıkla Durum 2'ye geç, ya da
- $1 - \delta$ olasılıkla $p_i(t+1) = \tilde{p}_i$ yap, t 'yi bir arttır ve Durum 1'den devam et.

Yukarıdaki algoritmada kullanılan \tilde{p}_i , ITPC-PR için \bar{p}_i 'ye, ITPC-TPR için ise 0'a eşittir. $n_i(t)$, i 'inci kullanıcının t . ana kadar enyüksek çıkış gücüyle iletim yaptığı ardışık döngü adımlarının sayısının en büyüğü, $n_i^{th}(t)$ ise izin verilen en çok enyüksek güçle iletişim yapma sayısıdır. $n_i(t)$ ve $n_i^{th}(t)$ değerleri algoritmanın her adımında aşağıdaki iki kurala göre güncellenmektedir:

- $R_i(t) \geq R_i^{th}$ ve $p_i(t-1) = \bar{p}_i$ ise; $n_i(t+1) = n_i(t) + 1$, değilse $n_i(t+1) = 0$ yap.
- $n_i(t) > n_i^{th}(t)$ ise $n_i^{th}(t+1) = \max\{0, n_i^{th}(t) - 1\}$ ve $n_i(t+1) = 0$, değilse $n_i^{th}(t+1) = n_i^{th}(t)$ yap.

Buradaki ilk kural, enyüksek çıkış gücüyle ardışık olarak yapılmış iletimlerin sayısını sayarken; ikinci kural ise, algoritmanın yakınsamasını kolaylaştırabilmek adına $n_i^{th}(t)$ 'yi zamanla azaltmaktadır.

ITPC-PR ve ITPC-TPR algoritmalarının başarımlarının ölçülmesi için yapılan benzetim çalışmalarında, servis kesilme olasılığı⁴ ölçev, TPC -yani [4]'teki adıyla DCPC- algoritması ise referans olarak kullanılmıştır.

⁴Algoritmanın kalıcı durumu için, ağ tarafından desteklenmeyen kullanıcı sayısının tüm aktif kullanıcıların sayısına oranı.

Elde edilen sonuçlar incelendiğinde, 7 dB'den küçük SINR değerleri için, geliştirilen ITPR-PR ve ITPC-TPR'nin, TPR-PR ve TPC-TPR'ye göre daha düşük servis kesilme olasılığı değerlerine ulaştığı gözlenmektedir. Bunun sonucu olarak da bu gelişmiş algoritmaların ağdan gereksiz çıkarımların bir nebze daha önüne geçtiği anlaşılmaktadır. 7 dB'den büyük değerler için ise çıkarımlı algoritmaların, özellikle TPC-TPR ve ITPC-TPR'nin, TPC algoritmasına göre servis kesilme olasılığı bağlamında çok daha iyi sonuçlar verdiği görülmektedir. Hem temelli hem geçici çıkarımlı algoritmaların bu üstün performansının temel sebebi, ağdan çıkarılmaya aday bir kullanıcının hemen çıkarılmak yerine öncelikle güç değerini 0'a çekerek atıl bir pozisyon alması ve daha sonra tekrar fırsatını bulduğunda ağa dahil olmak suretiyle ağdan faydalanan kullanıcı sayısını ençoklamasıdır.

2.3.3 Alternatif Yöntemler

Buraya kadar verilen yaklaşımlara alternatif olarak literatürde yapılmış olan önemli bir çalışma Behzad ve Rubin'in [21]'de kablosuz ağlar için geliştirmiş oldukları birleşik güç kontrollü ortama erişim kontrolü algoritmasıdır. Bu algoritma, bu noktaya kadar verilmiş örneklerden farklı olarak en uygun kullanıcı kümesinin seçiminde girişim grafiği modellemesi yöntemini kullanmaktadır. Söz konusu çalışmada, yarı çift yönlü iletişim yeteneğine sahip kullanıcı düğümlerinden ve bu düğümlerin güç kontrolü, kanal tahsisi gibi sinyal işleme yeteneği gerektiren problemleriyle ilgilenen merkezi bir omurga biriminden oluşan bir ağ yapısı dikkate alınmıştır.

Bu algoritmanın detaylarından bahsetmeden önce, algoritmanın temelini oluşturan birkaç hususun ifade edilmesinde fayda vardır. Çalışmada kullanılan sistem modeline göre, i_k kullanıcı düğümünden gönderilen bir sinyalin j_k kullanıcı düğümü tarafından başarıyla alınabilmesi için anlık SINR değerinin belirli bir eşik değerinden düşük olmaması gerekmektedir:

$$\frac{\frac{P_k}{d^{\alpha}(i_k, j_k)}}{N + \sum_{r=1, r \neq k}^M \frac{P_r}{d^{\alpha}(i_r, j_k)}} \geq \gamma. \quad (2.26)$$

Bu eşitsizlikte; $d(i_r, j_k)$, i_r ile j_k arasındaki mesafeyi; N , alıcıdaki gürültüyü ve α yol kayıp katsayısını belirtmektedir.

Bir örnek olarak, birbirinden ayrı i_1, i_2, j_1, j_2 düğümlerinden oluşan bir ağda sadece

$(i_1 \rightarrow j_1)$ ve $(i_2 \rightarrow j_2)$ iletimlerinin talep edilmiş olduğunu düşünelim. Bu durumda $(0, 0) \leq (P_1, P_2) \leq (P_{\max}, P_{\max})$ olduğu sürece, $(i_1 \rightarrow j_1)$ iletiminin başarılı olabilmesi için j_1 'deki SINR değerinin:

$$\frac{\frac{P_1}{d^{\alpha}(i_1, j_1)}}{N + \frac{P_2}{d^{\alpha}(i_2, j_1)}} \geq \gamma \quad (2.27)$$

ya da, eşdeğer olarak,

$$d^{\alpha}(i_2, j_1)P_1 - \gamma d^{\alpha}(i_1, j_1)P_2 \geq \gamma d^{\alpha}(i_2, j_1)d^{\alpha}(i_1, j_1)N \quad (2.28)$$

olması gerekmektedir. Aynı şekilde, $(i_2 \rightarrow j_2)$ iletiminin başarılı olabilmesi için j_2 'deki SINR değeri;

$$-\gamma d^{\alpha}(i_2, j_2)P_1 + d^{\alpha}(i_1, j_2)P_2 \geq \gamma d^{\alpha}(i_1, j_2)d^{\alpha}(i_2, j_2)N \quad (2.29)$$

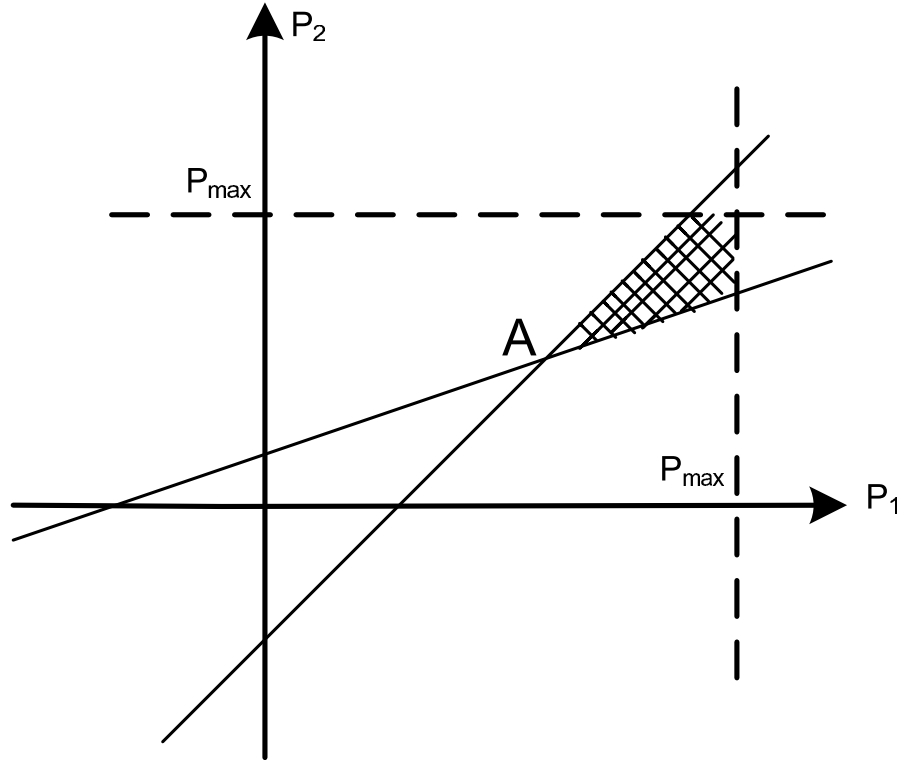
olmalıdır. Bu iki eşitsizliği ve $(0, 0) \leq (P_1, P_2) \leq (P_{\max}, P_{\max})$ 'ı aynı anda sağlayan değerlerden oluşan bölgeye *güç bölgesi* adı verilmiş ve bu bölgenin içindeki tüm (P_1, P_2) değerleri için her iki iletimin de başarıyla sonuçlanacağı ortaya konulmuştur. Şekil 2.2'de olurlu bir güç bölgesinin bulunabildiği durum gösterilmiştir. Şekildeki A noktasının (*güç noktası*), 1. yerine 3. çeyrek düzlemde çıkması durumunda ise olurlu bir çözüme ulaşmak mümkün olmayacaktır.

Teorem 1 *Birbirinden ayrı i_1, i_2, j_1, j_2 düğümlerinden oluşan bir ağda sadece $(i_1 \rightarrow j_1)$ ve $(i_2 \rightarrow j_2)$ iletimleri talep edilmiş ve bu iletimlerin çıkış güçleri olarak $[0, P_{\max}]$ aralığında herhangi bir gerçel değer çifti seçilebiliyor olsun. Bu durumda, $(i_1 \rightarrow j_1)$ ve $(i_2 \rightarrow j_2)$ iletimlerinin olurlu olabilmesi ancak ve ancak aşağıdaki iki koşulun sağlanıyor olması ile mümkündür:*

$$\gamma^{\frac{2}{\alpha}} < \frac{d(i_1, j_2)d(i_2, j_1)}{d(i_1, j_1)d(i_2, j_2)} \quad (2.30)$$

$$(x_A, y_A) \leq (P_{\max}, P_{\max}) \quad (2.31)$$

Denklem (2.31)'deki x_A ve y_A Şekil 2.2'de A ile belirtilmiş güç noktasının koordinatlarıdır.



Şekil 2.2. Güç bölgesi ve güç noktası

İspat Şekil 2.2'deki güç noktasının 1. ya da 3. çeyrek düzlemde bulunacağı açıktır. Bu noktanın 1. çeyrek düzlemde bulunabilmesi için gerekli koşul;

$$\tan \theta_2 < \tan \theta_1 \quad (2.32)$$

ya da, eşdeğer olarak,

$$\frac{\gamma N d^\alpha(i_2, j_2)}{N d^\alpha(i_1, j_2)} < \frac{N d^\alpha(i_2, j_1)}{\gamma N d^\alpha(i_1, j_1)} \quad (2.33)$$

yani sadeleştirilmiş haliyle,

$$\gamma^{\frac{2}{\alpha}} < \frac{d(i_1, j_2) d(i_2, j_1)}{d(i_1, j_1) d(i_2, j_2)} \quad (2.34)$$

dir. Ayrıca, A noktasının 1. çeyrek düzlemde olduğu durumda olurlu olabilmesi için $(x_A, y_A) \leq (P_{\max}, P_{\max})$ 'nin mutlaka sağlanması gerekmektedir ki ispat bu noktada tamamlanmış olur.

Geliştirilen algoritma kapsamında ilk olarak, herhangi bir zaman dilimi için iletim yapmak isteyen kullanıcıların belirtildiği bir *iletim istek matrisi* (\mathbf{R}) oluşturulur. Bu matrise göre R_{ij} , i 'inci kullanıcıdan j 'inci kullanıcıya yollanmak istenen bir paketin varlığını 1 veya 0 olarak ifade etmektedir.

\mathbf{R} matrisinin oluşturulmasından sonra, bu matrisin kullanımıyla girişim grafiği çizilir. Bu grafiğin çizilebilmesi için aşağıdaki tanımlamaların yapılmış olması gerekmektedir:

- V ; tüm geçerli paket iletim isteklerinin ikili olarak ifade edildiği (i_1, j_1) elemanlarından oluşan küme
- $G(V, E)$, *girişim grafiği*; V 'nin vertekslerini, E 'nin ise kenarlarını oluşturduğu yönsüz bir grafik,

Yani, $G(V, E)$ grafiğinde her verteks bir iletim isteğine (örneğin $(2, 3)$, 2. kullanıcıdan 3. kullanıcıya olan bir iletim talebine) karşılık gelmektedir. Bu verteksleri birbirine bağlayan kenarların oluşturulmasında uygulanan kurala göre, (i_1, j_1) ve (i_2, j_2) verteksleri ancak ve ancak aşağıdaki koşullardan birisi sağlanıyorsa birbirine bir kenar ile bağlanır:

1. i_1, i_2, j_1, j_2 düğümleri birbirinden farklı değilse,
2. $(i_1 \rightarrow j_1)$ ve $(i_2 \rightarrow j_2)$ iletimleri 2.30 ve 2.31'de verilen denklemlerden en az birisini sağlamıyorsa.

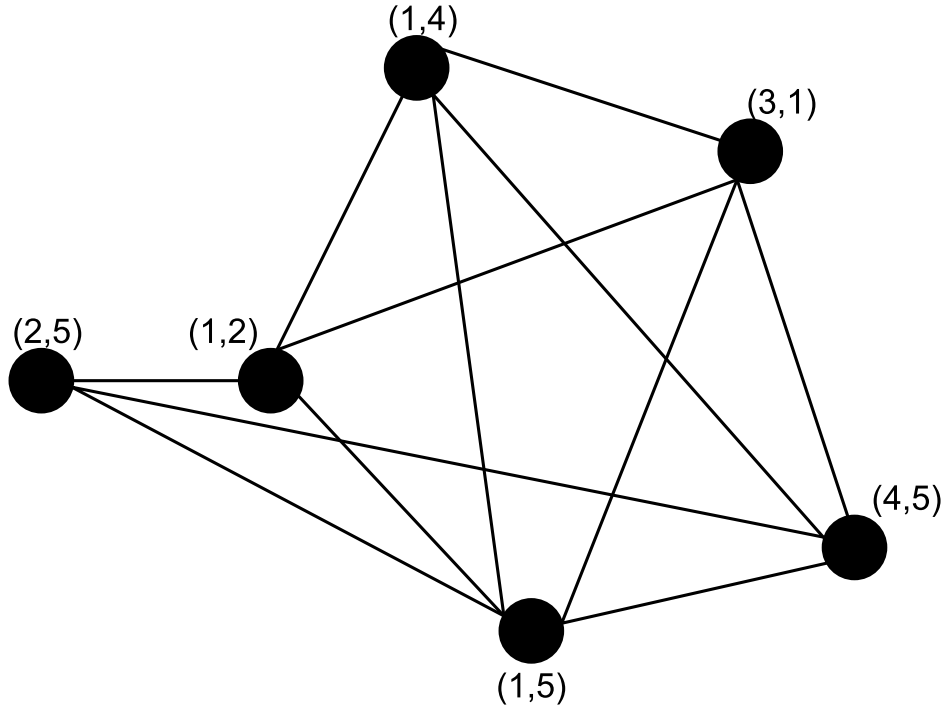
Bunun sonucunda ise, G grafiğindeki birbiriyle komşu olan (bir kenar ile bağlanmış) verteksler (yani iletim talepleri) için, ilgili kullanıcılara hangi güç atama yapılırsa yapılsın bu iletişim taleplerinin ağ tarafından eşzamanlı olarak karşılanamayacağı söylenebilir.

Buraya kadarki akışa örnek olarak; bir adet omurga birimi (1. satır), dört adet de kullanıcı düğümünden (2, 3, 4 ve 5. satırlar) oluşan bir ağ için \mathbf{R} matrisinin yapısı

aşağıda verildiği gibidir:

$$\mathbf{R} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}. \quad (2.35)$$

Bu \mathbf{R} matrisinde verilen iletim taleplerinin arasından $(3 \rightarrow 1)$ ve $(4 \rightarrow 5)$ 'in 2.30'u sağlamadığını varsayarsak, girişim grafiğinin Şekil 2.3'deki gibi çizilmesi gerekir:



Şekil 2.3. Örnekte verilen girişim grafiği

n kullanıcıdan oluşan yarı çift-yönlü bir ağda aynı anda en çok $\frac{n}{2}$ tane iletişimin başarıyla yapılabileceği açıktır. Buradan hareketle, n kullanıcılı bir ağa ait girişim grafiğinin bağımsız kümesinin⁵ eleman sayısının her zaman için $\frac{n}{2}$ 'ye küçük eşit olduğu söylenebilir. Bir girişim grafiğinin tüm bağımsız kümeleri olurlu birer iletim senaryosudur. Sonuç olarak bağımsız kümenin bu özelliğine ve girişim grafiği tanımına göre, belirli bir zaman diliminde ağdan eşzamanlı olarak faydalanabilecek

⁵Bir girişim grafiğinde birbirine komşu olmayan vertekslerden oluşan herhangi bir kümeye o girişim grafiğinin bağımsız kümesi denir.

en çok sayıda kullanıcının bulunması problemi, bu ağa ait girişim grafiğinin bağımsız kümesini en çok elemana sahip olacak şekilde seçmekle aynı problemdir. Behzad ve Rubin'in [21]'de geliştirdikleri PCSA'nın (Power Controlled Scheduling Algorithm - Güç Kontrollü Çizelgeleme Algoritması) akışı aşağıda özetlendiği gibidir:

- **Adım 1:** İletim istek matrisini (\mathbf{R}) kullanarak girişim grafiğini, $G(V, E)$ 'yi, oluştur.
- **Adım 2:** Çizilen girişim grafiği kullanılarak, MDGA (Minimum Degree Greedy Algorithm - En Küçük Dereceli Fırsatçı Algoritma) yöntemiyle eleman sayısı en büyük olan bağımsız kümeyi bul.
- **Adım 3:** Fırsatçı algoritma kullanarak Adım 2'de bulunan kullanıcı kümesine uygun bir Pareto optimal güç tahsisinin varlığını sorgula.
- **Adım 4:** Adım 3'te uygun güç değerleri bulunabildiyse dur. Yoksa, mevcut bağımsız kümeden bir elemanı (örneğin, diğerlerine en fazla girişim yapan kullanıcıyı) çıkartarak Adım 2'ye geri dön.

Adım 2'de bahsi geçen MDGA algoritması, girişim grafiğindeki en düşük dereceli⁶ verteksi seçip, onu ve tüm komşularını grafikten çıkarmakta ve geride kalan grafiğin bağımsız olup olmadığını kontrol etmektedir. Bu algoritma, bulunan grafik bağımsız olana kadar en düşük dereceli verteksi tüm komşularıyla birlikte grafikten çıkararak sonuçta en büyük bağımsız küme bulma problemini eniyiye yakın bir şekilde çözümlenmektedir. [22]

Buradan sonra Adım 3'e geçildiğinde, Adım 2'de bulunmuş olan bağımsız kümenin tümünü sağlayan bir güç tahsisi pratikte var olmayabilir. Bu durumda algoritma, kalan kullanıcılar için olurlu bir güç dağılımına ulaşana kadar her yinelemede bağımsız kümeyi birer birer küçültür ve sonuçta en büyük bağımsız kümeye en yakın olurlu sonuca ulaşır. Adım 3 kapsamında çözülmeye çalışılan bu problem aşağıdaki gibi

⁶Bir verteksin derecesi, o vertekse bağlanan kenar sayısı ile verilir.

bir doğrusal karışık tamsayılı programlama örneği olarak ifade edilebilir:

$$\begin{aligned}
\text{maliyet islevi} \quad & \max \sum_{i=1}^M X_i \\
\text{kısıtlar} \quad & \frac{P_r}{d^\alpha(i_r, j_r)} - \gamma \sum_{k=1, k \neq r}^M \frac{P_k}{d^\alpha(i_k, j_r)} - N\gamma \geq (X_r - 1)\Phi, \\
& \frac{P_r}{d^\alpha(i_r, j_r)} - N\gamma_0 \geq (X_r - 1)\Phi, \\
& 0 \leq P_r \leq P^{\max}, \\
& X_r = 0, 1, \\
& r = 1, \dots, M.
\end{aligned} \tag{2.36}$$

Buradaki X_i , i . kullanıcı düğümünün ağ tarafından desteklenip desteklenmediğini (0 veya 1 olarak); Φ çok büyük bir sayıyı, γ_0 SNR (sinyal gürültü oranı) eşik değerini ve M ise kullanılan bağımsız kümenin eleman sayısını ifade etmektedir. Herhangi bir X_r değeri 0 olduğunda o düğüme ait SINR ve SNR kısıtları (1. ve 2. kısıtlar) ortadan kalkmakta, 1 olduğunda ise bu kısıtlar normal birer SINR ve SNR takip kısıtına dönüşmektedir. Denklem (2.36)'de verilen problem NP-Zor zorluk sınıfına ait bir problem olup, eniyiye yakın bir çözüm için Behzad ve Rubin fırsatçı bir algoritma önermiştir. Bu algoritma ilk olarak, tüm kullanıcılar için (2.6)'da verildiği gibi bir çözümün varlığını inceler. Şayet böyle bir çözüm varsa kullanıcılara bu güç değerlerini atar. Aksi takdirde, kullanıcılardan bir tanesini çıkarıp tekrar (2.6)'da verilen denklemi çözmeye çalışır ve bu döngü kalan iletim talepleri için olurlu bir güç tahsisi bulunana kadar devam eder. Behzad ve Rubin geliştirdikleri PCSA algoritmasının başarımını değerlendirirken denektaşı olarak literatürden başka bir çalışmayı, [23]'te verilen algoritmayı kullanmışlardır. TPA (Two Phase Algorithm - İki Fazlı Algoritma) olarak adlandırdıkları bu algoritma iki aşamadan oluşur. İlk aşamada, ağdaki tüm kullanıcılar arasından aynı zaman diliminde birbirlerini engellemeden iletim yapabilecek olanlar belirlenir. Algoritmanın ikinci aşamasında ise, seçilmiş olan kullanıcı kümesindeki kullanıcılara SINR hedeflerini tutturabilecekleri kadar güç ataması yapılır.

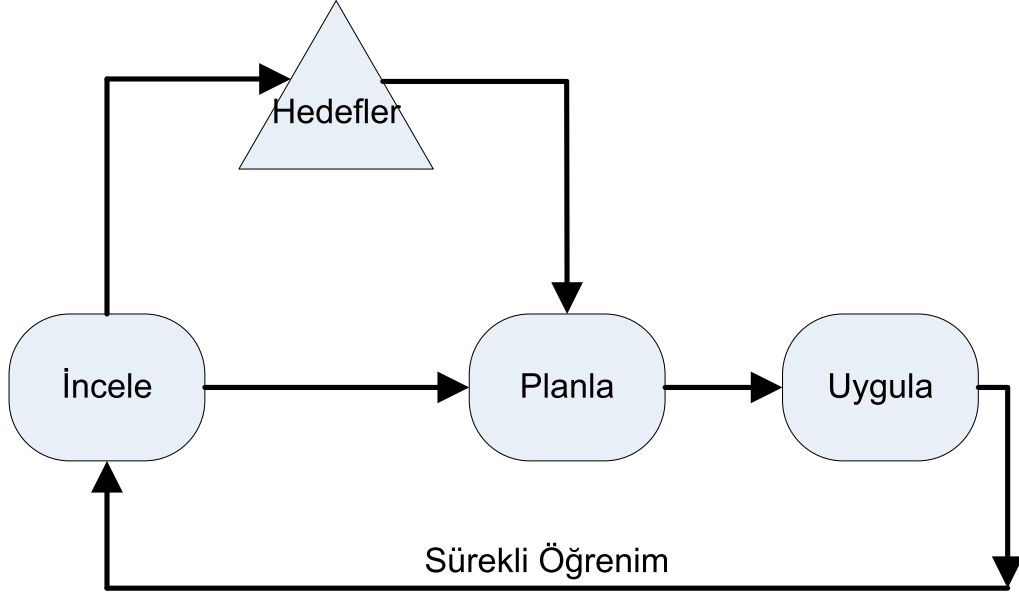
Yapılan benzetim çalışmaları incelendiğinde, 30 kullanıcıyı barındıran bir ağ için PCSA algoritmasının tüm paket üretim hızlarında TPA algoritmasına kıyasla daha yüksek iş çıkarma yeteneğine (throughput) sahip olduğu görülmektedir.

Şimdiye kadar verilen örneklerin aksine, kimi kablosuz ağlarda farklı kullanıcıların birbirlerine göre daha yüksek/düşük önceliğe sahip olmaları tercih edilebilmektedir. Aboelaze [24]'te, hücreli sistemler üzerinden bu konuya eğilmiştir. Bu çalışma kapsamında öncelikle, hücreli bir ağdan hem halihazırda hizmet almakta olan hem de ağa yeni katılmak isteyen kullanıcılar, en düşük bant genişliği ihtiyaçları ve gecikme hoşgörülerini dikkate alınmak suretiyle önceliklendirilir. Daha sonra bu önceliklendirmeye göre, mevcut kullanıcıların kaynaklarından kesinti yapılmasıyla yüksek öncelikli yeni kullanıcıların ağa katılabilmesine yarayacak kaynaklar yaratılmış olur.

2.4 Bilişsel Radyo ve Bilişsel Ağlar

Günümüz iletişim sistemlerinin büyük çoğunluğu buldukları ortamın değişen koşullarına ayak uydurma konusunda henüz yeterli beceri seviyesine ulaşamamışlardır. Bu sistemlerin zaman bağlamında anlık, ancak başarıma etki anlamında ciddi boyutlarda sayılabilecek bu değişikliklere yanıt verme ve kendilerini uyarlayabilme yeteneklerinin kısıtlı oluşu yoğunlukla idealin altında başarımlara sahip olmalarının temel sebeplerinden birisidir. Bu noktada, günümüz iletişim sistemlerinin çok büyük çoğunluğunun davranışlarını değişen koşullara göre uyarlama biçiminin tepkin olduğunu, ideal bir sistemde ise bu değişikliklerin önceden öngörülmesiyle, söz konusu olumsuz etkilere maruz kalınmadan gerekli önlemleri alacak önleyici yaklaşımların benimsenmesine ihtiyaç duyulduğunu söylemek yanlış olmaz. İşte *Bilişsel Radyo (Cognitive Radio)* terimi de tam bu noktada durmaktadır. *Bilişsel radyo*; kendisini çevreleyen ortam hakkında bilgi sahibi, bu bilgileri yorumlayarak ileriye dönük öğrenme yeteneğine sahip, bu öğrendikleri sonucunda kendi birtakım parametrelerini (örneğin çıkış gücü, taşıyıcı frekansı, kullandığı modülasyon vs.) akıllı bir şekilde ve de gerçek-zamanlı olarak değiştirip bulunduğu ortama tam anlamıyla uyumlanabilen bir kablosuz iletişim sistemidir. Demestichas ve diğerleri bu akışı Şekil 2.4'deki gibi ifade etmektedir. [25]

İPU (İncele, Planla, Uygula) adını verdikleri bu üç aşamalı akışa göre bir bilişsel radyo ilk aşamada, bulunduğu ortamda kendisini etkileyebilecek hususlarla (kanalın durumu, ortamdaki diğer kullanıcıların sayısı, bu kullanıcıların kullandıkları iletişim yöntemleri vs.) ilgili bilgi toplar. İkinci aşamada, bu koşullar altında kendi iletişim ihtiyaçlarına/hedeflerine ulaşabilmek için kendisini nasıl uyarlaması gerektiğine karar verir. Üçüncü aşamada ise bu planı devreye sokar ve çalışma parametrelerinde gerekli değişiklikleri yaparak hedefine ulaşır. Daha sonra, bu akış tekrar başa dönerek



Şekil 2.4. İPU Modeli

kendisini tekrar eder.

Radyo spektrumunun büyük bir kısmının lisanslandırılmış, kalan kısımlarının da hızla lisanslandırılıyor olması, akıllara spektrumun kısa bir süre içerisinde bitebileceği ve bir nevi spektrum krizi yaşanabileceği görüşünü getirmektedir. Ancak, spektrum verimliliği konusunda son yıllarda yapılan çalışmalara göre aslında spektrum açısından bir kıtlığın bulunmadığı, esas problemin mevcut iletişim altyapılarının eldeki spektrumun yeterli verimlilikte kullanılmasını sağlayamaması olduğu anlaşılmıştır [26]. Örneğin, yoğun olarak kullanılmakta olan 1-6 GHz bandının kullanımına yönelik Berkeley şehir merkezinde yapılan güncel bir çalışmaya göre [28], belirli bir anda spektrumun bazı bölgelerinin çok yoğun, bazı bölgelerinin kısmi yoğun, kalan bölgelerinin ise hemen hemen hiç kullanılmadığı görülmektedir. Bu durumun doğal sonucu olarak da, bir tarafta spektrumun belirli bölgelerine sıkışmış, yüksek yoğunluk (yani girişim) altında hizmet vermeye çalışan iletişim sistemleri, diğer tarafta da kullanılmaya hazır bekleyen ancak doğru zamanlarda kullanılmayarak boşa harcanan kayda değer bir spektrum bölümü vardır. Bu durumun önüne geçebilmek için, bilişsel radyo fikrinde belirli bir anda spektrumun kullanılmayan kısımlarına uyarlamalı bir şekilde girip o bandı kullanabilecek yapıda yeni kullanıcılar oluşturulması veya lisanslı kullanıcıların, uygun koşullar sağlanması durumunda, lisanslarını bu kullanıcılara aktarması temel alınmıştır.

Buradan hareketle Haykin'e göre, bilişsel radyo iki temel amaca hizmet eder; kullanıcılar her zaman, her yerde ve her koşulda güvenilir bir iletişim sağlamak ve eldeki radyo spektrumunu en verimli şekilde kullanabilmek [27]. Bu ideallerin büyüklüğü ve gerçekleştirilmelerinin zorluğu, problemin çözümünün tekil radyolar üzerinden yapılacak bir takım hesaplamalarla değil, bütün bir ağ sisteminin söz konusu amaçlara hizmet edecek şekilde kullanılmasına işaret etmektedir ki bu noktada da *bilişsel ağ* terimi ortaya çıkmaktadır. *Bilişsel Ağlar (Cognitive Networks)*, içerisinde en az birer tane birincil kullanıcı⁷ ve ikincil kullanıcı⁸ bulunduran ağlar olarak tanımlanabilir. Böyle bir sistemde birincil kullanıcı kendi iletişimini sağlarken, ikincil kullanıcı birincil kullanıcının kullanmadığı kaynakları etkin bir şekilde kullanarak kendisine iletişim fırsatları yaratmaya çalışır. İkincil kullanıcının bu noktada dikkat etmesi gereken en önemli husus, kendisine fırsatlar yaratırken bandın gerçek sahibi olan birincil kullanıcıların iletişimine engel olmamaktır. Burada birincil kullanıcıya dair belirleyici parametre *girişim sıcaklığı* olarak adlandırılan niceliktir. Nasıl *gürültü sıcaklığı* değeri, bir alıcının hoşgörebileceği en büyük gürültü gücüyle doğrudan ilişkilirse, girişim sıcaklığı da birincil bir kullanıcının dayanabileceği en yüksek girişim gücünü tanımlar.

$$T_I = \frac{P_I(f_c, B)}{kB} \quad (2.37)$$

formülünde, f_c merkez frekansında ve B (Hertz) bantgenişliğinde çalışan bir alıcı için girişim sıcaklığı değeri (Kelvin) verilmiştir. $P_I(f_c, B)$ değeri (Watt) bu banda ait ortalama girişim gücünü, k ise Boltzman sabitini ($1.3806568 \times 10^{-23} JK^{-1}$) ifade etmektedir. İkincil kullanıcılar, kendi iletişimleri için seçecekleri bir bantta birincil kullanıcılara (2.37)'de verilen değer altında bir girişim sağlamak kaydıyla kendi iletişimlerini en üst seviyede gerçekleştirmeyi amaçlarlar.

2.5 Bilişsel Ağlarda Eniyi Güç Tahsisi ve Giriş Denetimi

Daha önceden bilişsel-olmayan ağlar için örnekleri verilmiş olan eniyi güç tahsisi ve giriş denetimi konuları, son yıllarda bilişsel ağların popülerliğini arttırması ile bu ağ sistemleri üzerinde de incelenmeye başlamıştır. Önceki durumdan farklı olarak, bu ağların temel taşları olan bilişsel radyolar sayesinde söz konusu problemler yeni değişkenler ve yeni kısıtların eklenmesiyle farklı bir boyut kazanmıştır. Bu çalış-

⁷Spektrum bandını kullanmak için para ödeyen kullanıcı, bandın gerçek (lisanslı) sahibi

⁸Bilişsel radyo

malara örnek olarak, Hong [29]'da bilişsel radyo ağları için uyarlamalı bir iletim tekniği önermiştir. Bu tekniğe göre ikincil kullanıcılar aşağıdaki gibi bir akış kullanarak birincil kullanıcıların iletişimlerine olumsuz bir etki yaratmadan kendi üretilen iş miktarlarını eniyi yapabilmektedirler:

1. *Spektrum Algılama*: İkincil kullanıcı, spektrumun ilgilendiği tüm bantlarını tarar ve en düşük girişim sıcaklığı değerine sahip olan bandı kullanmak üzere seçer⁹.
2. *Mesafe Kestirme*: İkincil kullanıcı birincil kullanıcı ile arasındaki mesafeyi kestirir.
3. *Çıkış Gücünü Ayarlama*: Birinci adımda seçilen bant ve ikinci adımda kestirilen mesafe bilgilerini kullanarak ikincil kullanıcı, mümkün olan en yüksek çıkış gücünü birincil kullanıcının girişim sıcaklığı geçilmeyecek şekilde hesaplar ve çıkış gücünü bu değere ayarlar.
4. *Modülasyon Şeklini Belirleme*: İkincil kullanıcı, birinci adımda bulunan girişim sıcaklığı ve üçüncü adımda bulunan en büyük çıkış gücü altında kullanımıyla en başarılı/kaliteli iletişimi sağlayacak modülasyon şekline karar verir ve bu yöntemi uygular.

Bir diğer çalışmada ([13]) Hoang ve Liang benzer bir problemi daha kapsamlı olarak ele almışlardır. Bu çalışmada, birincil ve ikincil kullanıcılardan oluşmuş bir bilişsel ağda, birincil kullanıcılara olumsuz etkilerde bulunabilecek miktarda girişim yaratmadan ağ tarafından en çok kaç adet ikincil kullanıcının desteklenebileceği problemi irdelenmiştir.

Çalışmada kullanılan spektrum K tane kanala bölünmüş ve bu kanalların hepsi birincil kullanıcılara (PU - primary user) tahsis edilmiştir. Birincil kullanıcıların bulunduğu bölge, içinde ikincil kullanıcıların (CPE - Customer Premise Equipment) bulunduğu dört hücreye bölünmüştür. Hücrelerin her birisinde birer baz istasyonu bulunmakta ve kendi kapsama alanlarında bulunan CPE'lere fırsatçı bir biçimde spektruma erişim imkanı sağlamaktadırlar. Hücreler içindeki birincil kullanıcıların kanal kullanım davranışlarının zamanda sabit olduğu ve bilişsel ağın bu kullanıcıları sorunsuz bir şekilde sezimleyebildiği varsayılmıştır. Aşağı yönlü iletimin incelendiği bu çalışmada

⁹Girişim sıcaklığının, spektrum algılama süreci ile ölçülebildiği varsayılmıştır.

i 'inci CPE'nin bir c kanalında iletim yaparken, alıcısında sahip olduğu anlık SINR değeri;

$$\gamma_i^c = \frac{G_{ii}^c P_i^c}{N_0 + I_i^c + \sum_{j=1, j \neq i}^N G_{ij}^c P_j^c}, \forall i \in \{1, 2, \dots, N\} \quad (2.38)$$

olarak verilmiştir. Bu denklemde N_0 alıcıdaki gürültü gücünü, I_i^c ise c kanalında iletim yapan tüm birincil kullanıcılardan gelen toplam girişim sinyal gücünü ifade etmektedir. Birincil kullanıcıların tespit edilmesi için gerekli işlem karmaşıklığıyla uğraşmak adına, bu çalışmada birincil kullanıcıların sürekli olarak sabit bir çıkış gücüyle yayın yaptıkları varsayılmıştır. Yani, (2.38)'deki I_i^c sabit bir terimdir. Herhangi bir anda bir CPE'nin ağ tarafından desteklenebilmesi için anlık SINR değerinin belirli bir eşik değerinden büyük olması, yani

$$\gamma_i^c \geq \bar{\gamma} \quad (2.39)$$

olması gerekmektedir. Öte yandan, ağdaki CPE'ler tarafından bu fırsatçı iletişim devam ederken birincil kullanıcılara da haddinden fazla girişim sağlanmaması gerekmekte, yani

$$\sum_{i=1}^N G_{pi}^c P_i^c \leq \bar{\zeta}, \quad \forall p \in \pi^c, \quad \forall c \in \{1, 2, \dots, K\} \quad (2.40)$$

olması gerekmektedir. π^c , c kanalında iletim yapan tüm birincil kullanıcılar kümesini temsil etmektedir. Çalışmanın geri kalanında kullanılmak üzere, hangi kanalın hangi kullanıcıya atandığını belirten

$$\mathbf{A}(i, c) = a(i, c) = \begin{cases} 1, & c'inci \text{ kanal } i'inci \text{ CPE'ye atanmışsa} \\ 0, & \text{aksi takdirde} \end{cases} \quad (2.41)$$

$(N \times K)$ boyutlarında bir kanal tahsis matrisi olsun. CPE'lerin çıkış güçlerini temsil etmek için de $(N \times K)$ 'lık $\mathbf{P}(i, c) = P_i^c$, $0 \leq P_i^c \leq P^{\max}$ matrisi tanımlanmış olsun. Bu tanımlamalardan sonra ortak aşağı yönlü kanal tahsisi ve güç kontrolü şemasını şu şekilde tanımlamak mümkündür: \mathbf{A} ve \mathbf{P} matrisleriyle tanımlanan ortak bir aşağı yönlü kanal tahsisi ve güç kontrolü şeması, ancak ve ancak aşağıdaki beş adet koşul sağlanıyorsa olurlu olarak nitelendirilebilir:

1. $\forall i \in \{1, 2, \dots, N\}$ ve $\forall c \in \{1, 2, \dots, K\}$ için $\mathbf{A}(i, c) = 0$ ise $\mathbf{P}(i, c) = 0$ 'dır.
2. $\forall i \in \{1, 2, \dots, N\}$ ve $\forall c \in \{1, 2, \dots, K\}$ için $\mathbf{A}(i, c) = 1$ ise (2.39)'daki eşitsizlik sağlanmalıdır.
3. $\forall i \in \{1, 2, \dots, N\}$ için $\mathbf{A}(i, c_1) = \mathbf{A}(i, c_2) = 1$ olan bir $c_1 \neq c_2$ bulunmamalıdır.
4. $\forall b \in \{1, 2, \dots, B\}$ ve $i, j \in \lambda_b, i \neq j$ için $\mathbf{A}(i, c) + \mathbf{A}(j, c) \leq 1$ olmalıdır.
5. $\forall c \in \{1, 2, \dots, K\}$ ve $p \in \pi^c$ için (2.40) sağlanmalıdır.

Yukarıdaki tanımda; 1. koşul, CPE'lere atanmamış bir kanalda baz istasyonlarından yollanan ve CPE'ler tarafından alınan hiçbir iletim olmamasını; 2. koşul, desteklenen CPE'lerin SINR gereksinimlerini sağlamasını; 3. koşul, her CPE'nin en çok bir kanalı kullanmasını; 4. koşul, bir baz istasyonunun herhangi bir kanalı en çok bir CPE'ye tahsis edebileceğini, 5. koşul ise birincil kullanıcılar tarafından hoşgörülebi- linecek girişim miktarını ifade etmektedir. Bu tanımlamalar altında [13]'te çözümlenmek istenen problem, sayıca en çok CPE'nin desteklenmesini sağlayacak \mathbf{A} ve \mathbf{P} matrislerinin bulunmasıdır. Bu problem, matematiksel olarak aşağıdaki gibi bir karışık tamsayı doğrusal programlama (MILP - mixed integer linear programming) şeklinde ifade edilebilir:

$$\begin{aligned}
\text{maliyet islevi} \quad & \arg \max_{a_i^c \in \{0,1\}} \sum_{c=1}^K \sum_{i=1}^N a_i^c \\
\text{kısıtlar} \quad & \sum_{c=1}^K a_i^c \leq 1, \\
& \sum_{i \in \lambda_b} a_i^c \leq 1, \\
& G_{ii}^c P_i^c - \bar{\gamma} \sum_{j=1, j \neq i}^N G_{ij}^c P_j^c - a_i^c \delta_i^c \geq \bar{\gamma} N_0 - \delta_i^c, \\
& \sum_{i=1}^N G_{\rho i}^c P_i^c \leq \bar{\zeta} \\
& 0 \leq P_i^c \leq P^{\max} \\
& \forall i \in \{1, 2, \dots, N\}, \forall c \in \{1, 2, \dots, K\}, b \in \{1, 2, \dots, B\}, \forall p \in \pi^c
\end{aligned} \tag{2.42}$$

Yukarıdaki optimizasyon probleminin 3. kısıtında kullanılan δ_i^c terimi,

$$\delta_i^c = \bar{\gamma} \left(\sum_{j=1, j \neq i}^N G_{ij}^c P_j^{\max} + N_0 \right) \tag{2.43}$$

olarak tanımlanmıştır. Bu değer sayesinde 3. kısıt; $a_i^c = 1$ iken normal bir SINR kısıtına, $a_i^c = 0$ iken ise (problem tanımının 1. maddesi uyarınca $P_i^c = 0$ olacağından) geçersiz bir kısıta dönüşmektedir. Yani, bir CPE herhangi bir kanalı kullanıyorsa o kanal için kendisine ait SINR kısıtına uymaya çalışmakta, kullanmıyorsa da bu kısıt ortadan kalkmaktadır. Denklem (2.42)'te tanımlanan MILP'in NP-Zor karmaşıklık sınıfına ait olmasından ötürü, pratikte daha az karmaşıklığa sahip eniyi-altı çözümlere ihtiyaç vardır. [13]'te bu amaçla düşünülmüş DIGA (Dynamic Interference Graph Allocation - Dinamik Girişim Grafiği Tahsisi) algoritmasında aşağı yönlü iletimlerin birbirleri üzerindeki etkileri dinamik olarak değişen girişim grafikleri kullanılarak incelenmiştir. Bu grafiklerin oluşturulması amacıyla herhangi bir c kanalını m adet CPE'nin kullandığını varsayalım. Bu CPE'lerin girişim grafiğinde temsili m adet verteks ile yapılır. Bu grafiğin iki verteksi, ancak ve ancak ilgili iki CPE aynı c kanalında eşzamanlı olarak iletim yapamıyorlarsa, birbirlerine bir kenar ile bağlanır. Özyineli bir algoritma olan DIGA, hiçbir kanala bir CPE'nin atanmadığı durumla ilklendir. Buradan sonra her döngü adımında, bir önceki adıma ait \mathbf{A} kanal tahsis matrisinin verilmiş olduğu varsayılarak, $D(i, c, \mathbf{A})$ teriminin tanımlanması gereklidir ki bu terim i 'inci verteksin derecesini ifade eder. Bir diğer deyişle $D(i, c, \mathbf{A})$ terimi, " c 'inci kanalın i 'inci CPE'ye atanması, diğer kaç tane CPE'nin bu kanalı kullanabilmesini engellemiş olur?" sorusunun cevabını içermektedir. $D(i, c, \mathbf{A})$ özetle şu şekilde belirlenir:

- $D(i, c, \mathbf{A}) = \infty$, c 'inci kanalı i 'inci CPE'ye atarken önceki adımlarda yapılmış olan kanal atamalarını korumak mümkün değilse,
- $D(i, c, \mathbf{A}) = c$ 'inci kanalın i 'inci CPE'ye atanmasıyla bu kanalı olurlu bir şekilde kullanamayacak olan toplam CPE sayısı

Bu değer oluşturulmasından sonra algoritmanın yaptığı iş temel olarak, $D(i, c, \mathbf{A})$ terimini enküçülten $[i^*, c^*]$ değer çiftini bulmak ve c 'inci kanalı i 'inci CPE'ye tahsis ederek \mathbf{A} matrisini güncellemektir. Bunu yaparak bir sonraki döngü adımına geçen algoritma, daha önce yapmış olduğu atamaları korumak suretiyle bu atamaların üzerine ekleyebileceği yeni i ve c değerlerini hesaplar ve bunlara göre de ağıdaki CPE'lere boştaki kanalların atamasını yapar. Burada kullanılan "*en küçük dereceye sahip CPE'yi bul*" yaklaşımı, [21]'de Behzad ve Rubin'in MDGA yaklaşımları ile önemli ölçüde benzeşmektedir. İkisi arasındaki en büyük ayırım ise, Hoang

ve Liang'ın burada verilen yaklaşımındaki girişim grafiğinin her adımda toplam girişim etkisini yansıtacak şekilde dinamik olarak güncellenmesidir. Hoang ve Liang [13]'te geliştirdikleri DIGA algoritmasını, Behzad ve Rubin'in [21]'deki sabit girişim grafikli PCSA algoritmasıyla ve Kulkarni'nin [30]'daki en düşük güç kullanımı temelli algoritmasıyla (MIPA - Minimum Incremental Power Allocation, En Düşük Artırımlı Güç Tahsisi) karşılaştırarak DIGA ile her iki algoritmaya kıyasla daha çok kullanıcıya hizmet verilebileceği sonucuna ulaşmışlardır. Bu sonuç, yapılan benzetim çalışmaları ile de desteklenmiştir.

Bu benzetimlerde, DIGA ve PCSA algoritmalarının MIPA'ya göre başarımları, değişen birincil kullanıcı sayıları için % kazanç olarak verilmiştir. Söz konusu algoritmaların başarımlarının değerlendirilmesinde (2.42)'de verilen NP-Zor problemin çözümünde elde edilen eniyi sonuçlar denektaşı olarak kullanılmıştır. PCSA'ya kıyasla DIGA'nın üstün olmasının iki temel sebebi vardır. İlki, tek kanal üzerinden optimizasyon yapan PCSA'nın aksine, DIGA'nın tüm kanal/güç tahsisini paralel bir biçimde gerçekleştirmesi spektrumdaki düzensizliklerle daha iyi başatmesini sağlamasıdır. İkinci sebep ise, PCSA'nın her verteks çiftinin birbirlerine ikili girişim etkilerini incelemesi sebebiyle tüm vertekslerin birbirlerine toplam girişim etkilerini DIGA'da yapıldığı gibi hesaplarına dahil edememesi, bu yüzden de bir CPE'ye diğer tüm CPE'lerden gelen toplam girişim etkisini göz ardı etmesidir. Bu sebeptendir ki, PCSA algoritması girişim grafiğini oluşturduktan sonra fırsatçı bir güç tahsisi algoritmasıyla olurlu güç değerlerine sahip bir kullanıcı kümesi bulabilmek adına bağımsız kümesini kırpmakta ve ilk bulunduğu kullanıcı sayısından ancak daha azına hizmet verilmekteydi. DIGA'da her adımda alınan tahsis kararlarının toplam girişim etkisinden hareketleniyor olması, desteklenen kullanıcı sayısını önemli ölçüde arttırmaktadır. Öte yandan [30]'daki MIPA algoritmasının DIGA'dan tek farkı, her adımda tanımlanan $D(i, c, \mathbf{A})$ teriminin, "*c'inci kanalın i'inci CPE'ye tahsis edilmesi sonrasında tüm ağ çapında c'inci kanalı kullanan CPE'lerin toplam çıkış gücü artışı*" olarak tanımlanmasıdır. Bu sayede algoritma, en çok sayıda kullanıcıyı destekleme amacından ziyade, tüm ağ kapsamında en düşük toplam güç tüketimi kullanan kaynak tahsisini yapmaya çalışır. Bu sebeple DIGA algoritması en çok kullanıcıyı destekleme amacına daha iyi hizmet etmektedir.

3. GEOMETRİK PROGRAMLAMA

Bu tez kapsamında incelenen problemlere önerilen çözümlerde, *geometrik programlama (GP)* konusu önemli bir yer tutmaktadır. Bu sebeple tezin bu bölümünde, geometrik programlama hakkında temel bilgilere ve GP ile ilgili tezde kullanılan yöntemlere dair açıklamalara yer verilecektir.

Geometrik programlama; doğrusal-olmayan, dışbükey-olmayan eniyileme problem sınıflarının bir çeşididir. Bu zorlu gözüken yapısına rağmen GP'nin sıkça başvuru- lan yöntemlerden birisi olmasının temel sebebi, bu sınıfa ait problemlerin doğrusal- olmayan, dışbükey problemlere dönüştürülebilmelerindeki kolaylıktır. Söz konusu problemin dışbükey forma dönüştürülmesi ile de çözüm için bulunacak bir yerel eniyinin aynı zamanda evrensel eniyi olması ve bu evrensel eniyi değerinin etkin bir şekilde hesaplanabilmesi sağlanmış olacaktır.

Bu noktada geometrik programlamayı doğrusal-olmayan programlama (Non-Linear Programming - NLP) ile kıyaslamak faydalı olabilir. NLP'de maliyet işlevi ve kısıtlar herhangi bir doğrusal olmayan fonksiyondan oluşabilmektedir. GP'de ise maliyet işlevi ve kısıtların çok daha dar kapsamlı bir yapıda seçilmesi gerekir. Yani, bir mühendislik problemini NLP olarak modellemek çoğunlukla GP olarak modellemeye kıyasla daha kolaydır. Buna karşın GP formatındaki bir problemi çözmek çok kolay iken, NLP formatındaki bir problemin çözümü genellikle zordur ve yerel bir çözüm ile yetinilmesi gerekebilmektedir.

Geometrik programlama ile doğrusal programlama (linear programming - LP) arasında bir ilişki kurmak istersek; LP, GP'ye göre maliyet işlevi ve kısıtların çok daha sınırlandırılmış olduğu (sadece doğrusal) bir yapıya sahiptir. Bu yapı ilk bakışta katı ve fazlasıyla sınırlayıcı olarak görülse de, LP problemlerin çözümünün son derece kolay ve güvenilir olması, mühendisliğin hemen her alanında sıkça başvuru- lan yöntem olmasını sağlamıştır. LP ve GP arasındaki bu ilişki ise bir raslantı değil, her iki yöntemin de dışbükey eniyilemenin birer sınıfı olmalarıdır. [31]

GP ile çözülmek istenilen bir problemin öncelikli olarak bu yönteme uygun formata dönüştürülmesi gereklidir. Pratikteki birçok mühendislik problemi için bu dönüşümü gerçekleştirilebilmek çoğunlukla zordur veya hiç mümkün değildir. Ancak dönüşümün gerçekleştirilebildiği durumlarda büyük ölçekli problemler dahi GP ile basit ve etkin

bir şekilde çözüme ulaştırılabilmektedir.

Sıradaki altbaşlık GP yapısında kullanılan temel fonksiyonlar hakkında tanımlamalar içermektedir.

3.1 Tekterimli (Monomial), Artıl Çokterimli (Posynomial) ve Genel Geometrik (Signomial) Fonksiyonlar

x_1, \dots, x_n pozitif gerçekte sayılar ve \mathbf{x} de bu sayılardan oluşan bir $\mathbf{x} = [x_1, \dots, x_n]$ vektörü olsun. Bu durumda gerçekte değerli bir *tekterimli fonksiyon (TF)* ($f : \mathbb{R}_{++}^n \rightarrow \mathbb{R}_{++}$) aşağıdaki gibi ifade edilir

$$f(\mathbf{x}) = cx_1^{a_1} x_2^{a_2} \dots x_n^{a_n}. \quad (3.1)$$

Bu ifadede verilen gerçekte değerli sabit $c > 0$ ve $a_i \in \mathbb{R}$ 'dir. Örneğin, $2.3x_1^2 x_2^{-0.15}$ tekterimli bir fonksiyondur.

Birden fazla tekterimli fonksiyonun toplamına ise *artıl çokterimli fonksiyon (AÇF)* denir

$$f(\mathbf{x}) = \sum_{k=1}^K c_k x_1^{a_{1k}} x_2^{a_{2k}} \dots x_n^{a_{nk}}. \quad (3.2)$$

Burada gerçekte değerli sabitler $c > 0$ ve $a_{ij} \in \mathbb{R}$ 'dir. Örnek olarak; $2x_1^{-\pi} x_2^{0.5} + 3x_1^{100} x_3$, \mathbf{x} için bir AÇF iken $x_1 - x_2$ değildir. Ayrıca TF ve AÇF tanımları incelendiğinde, bir TF'nin aynı zamanda AÇF olduğu da gözlenebilir. Bu bağlamda daha önce TF örneği olarak verilmiş olan $2.3x_1^2 x_2^{-0.15}$ terimi de bir AÇF'dir. Artıl çokterimli fonksiyonların en önemli özellikleri pozitif ve logaritma etki alanında dışbükey olmalarıdır.

c_k teriminin pozitif olma kısıtının ortadan kaldırıldığı AÇF'ler ise *genel geometrik fonksiyon (GGF)* olarak adlandırılır. Yani bir GGF, $c_k \in \mathbb{R}$ olan bir AÇF (3.2) olarak tanımlanır.

3.2 Geometrik Program Türleri

Literatürde geometrik programlar iki farklı yapıda bulunabilmektedir; *standart yapı*, *dışbükey yapı*. Standart yapıdaki bir GP'nin maliyet işlevi ve eşitsizlik kısıtları AÇF'lerden,

eşitlik kısıtları ise TF'lerden oluşur. Standart yapıdaki bir GP şu şekilde ifade edilir

$$\begin{aligned}
 \text{maliyet işlevi} & \min f_0(\mathbf{x}), \\
 \text{kısıtlar} & f_i(\mathbf{x}) \leq 1, \quad i = 1, 2, \dots, m \\
 & g_j(\mathbf{x}) = 1, \quad j = 1, 2, \dots, p.
 \end{aligned} \tag{3.3}$$

Bu yapıda, her $f_i(x)$ bir AÇF, her $g_j(x)$ bir TF ve x_i 'ler de eniyileme değişkenleridir. Standart yapıya örnek bir GP problemi aşağıda verilmiştir

$$\begin{aligned}
 \text{maliyet işlevi} & \min x^{-1}y^{-\frac{1}{2}}z^{-1} + 2.3xz + 4xyz, \\
 \text{kısıtlar} & \frac{1}{3}x^{-2}y^{-1} + \frac{4}{3}y^{\frac{1}{2}}z^{-1} \leq 1, \\
 & x + 2y + 3z \leq 1, \\
 & \frac{1}{2}xy = 1
 \end{aligned} \tag{3.4}$$

Standart yapıdaki GP'lerin en önemli sorunu dışbükey olmamalarıdır¹. Bu yapıdaki bir GP'nin çözümü kolay değildir. Daha önce de belirtildiği gibi bir GP problemini etkin şekilde çözebilmenin yolu, bu problemi doğrusal-olmayan *dışbükey eniyileme problemine*² dönüştürmektir. Bu dönüşüm, maliyet işlevi ve kısıtlar üzerinde logaritmik değişken değişikliği yapılmasıyla mümkündür. Logaritmik değişken değişikliği kapsamında, problemin orijinal değişkenleri olan x_i 'ler yerine bunların logaritmaları, $y_i = \log(x_i)$ kullanılır (yani $x_i = e^{y_i}$). Bu değişiklik sonrasında (3.3)'te verilen problem aşağıdaki yapıya dönüşür

$$\begin{aligned}
 \text{maliyet işlevi} & \min \log f_0(e^{\mathbf{y}}), \\
 \text{kısıtlar} & \log f_i(e^{\mathbf{y}}) \leq 0, \quad i = 1, 2, \dots, m \\
 & \log g_j(e^{\mathbf{y}}) = 0, \quad j = 1, 2, \dots, p.
 \end{aligned} \tag{3.5}$$

Denklem (3.5)'te dışbükey yapıdaki bir GP problemi verilmiştir. Bu problemin dışbükey yapıda olduğunu ispatlayabilmek için, maliyet işlevi ve eşitsizlik kısıtlarının dışbükey, eşitlik kısıtlarının ise doğrusal olduklarının gösterilmesi gerekmektedir. Bu ispata ilk olarak eşitlik kısıtlarından başlayarak, $g(\mathbf{x})$ 'in

$$g(\mathbf{x}) = cx_1^{a_1} x_2^{a_2} \dots x_n^{a_n} = 1 \tag{3.6}$$

¹Bu durumu doğuran temel sebep, kuşkusuz, AÇF'lerin dışbükey olmayan fonksiyonlar olmalarıdır.

²Dışbükey maliyet işlevi ve eşitsizlik kısıtlarına ve doğrusal eşitlik kısıtlarına sahip bir problem.

şeklinde bir tekterimli fonksiyon olduğunu düşünürsek, bahsi geçen logaritmik değişken değişikliğinden sonra bu TF aşağıdaki hali alır:

$$\log g(e^y) = \log c + a_1 \log x_1 + \dots + a_n \log x_n = \log c + a_1 y_1 + \dots + a_n y_n = 0 \quad (3.7)$$

Denklem (3.7), y_i değişkenleri için ilgin (affine) bir fonksiyondur³. Buradan da tekterimli bir eşitlik kısıtının logaritmik değişken değişikliğinden sonra aşağıdaki gibi bir doğrusal denkleme dönüşebildiği görülür.

$$a_1 y_1 + \dots + a_n y_n = -\log c \quad (3.8)$$

İspatın ikinci kısmında maliyet işlevinin ve eşitsizlik kısıtlarının dışbükey olduklarının gösterilmesi gerekmektedir. $f(\mathbf{x})$ 'in bir AÇF olduğu düşünüldüğünde,

$$F(\mathbf{y}) = \log f(e^y) = \sum_i e^{\bar{y}_i} \quad (3.9)$$

fonksiyonunun log-toplam-üstel yapıda olduğu görülmektedir. Literatürde ise bu fonksiyonun dışbükey olduğu bilinmektedir [32].

Böylece (3.5)'in bir dışbükey eniyileme problemi olduğunun ispatı tamamlanmış olur.

Literatürdeki standart içnokta algoritmalarının (interior-point algorithm) kullanımıyla, 1000 değişkenli ve 10000 sabitli bir GP probleminin standart bir masaüstü bilgisayarla bir dakikadan az bir sürede çözülebildiği bilgisi, GP'nin ne kadar etkin bir yöntem olduğu hakkında fikir vermektedir. Bu etkinlik içerisinde GP aynı zamanda, *her zaman* evrensel eniyiyi hesaplayabilmekte, bu eniyinin hesaplanmasının mümkün olmadığı durumlarda ise (örneğin, kısıtların birbiri ile uyumsuz olduğu durumda) olurlu bir çözümün bulunamayacağı bilgisine erişebilmektedir. [31]

GP ile çözülmek istenen herhangi bir problemin maliyet işlevi; bir TF'nin enküçültülmesi veya enbüyütülmesi olabileceken, AÇF bir maliyet işlevinin sadece enküçültülmesi GP ile mümkündür. Yani, AÇF bir maliyet işlevinin enbüyütülmesini gerektiren bir

³İlgili fonksiyon, bir doğrusal fonksiyon ile bir sabitin toplamından oluşan fonksiyonlara verilen addır.

problem GP ile doğrudan çözülememektedir. Sıradaki altbaşlık, bu kısıtı ortadan kaldırarak tezdeki çalışmalara ışık tutmuş, bir AÇF'nin TF olarak yaklaşılandırılması konusunu incelemektedir.

3.3 Artıl Çokterimli Bir Fonksiyonun Tekterimli Bir Fonksiyona Yaklaşılandırılması

GP problemlerde kimi zaman, maliyet işlevi veya eşitsizlik kısıtlarından biri veya birkaçı TF veya AÇF yapısına sahip olmayabilir. Böyle bir durumda bu tür fonksiyonları dışbükey eniyilemeye uygun olacak şekilde tekterimli veya artıl çokterimli fonksiyonlara yaklaşıklamak mümkün olabilir. Bu yaklaşıklama için literatürde önerilen birden çok yöntem vardır [33]. Bu yöntemler arasından tezde kullanılanı, aritmetik ve geometrik ortalamaların eşitsizliğine⁴ dayanarak, bir AÇF'nin bir TF olarak yaklaşıklanması yöntemidir. $\mathbf{v} > 0$, $\alpha \geq 0$ ve $\mathbf{1}^T \alpha = \mathbf{1}$ olduğu koşulda aritmetik ve geometrik ortalamaların eşitsizliği şu şekilde ifade edilebilir

$$\sum_i \alpha_i v_i \geq \prod_i v_i^{\alpha_i}. \quad (3.10)$$

Bu eşitsizliğin $u_i = \alpha_i v_i$ değişken değişikliği yapılarak tekrar yazılmasıyla

$$\sum_i u_i \geq \prod_i \left(\frac{u_i}{\alpha_i} \right)^{\alpha_i} \quad (3.11)$$

eşitsizliği elde edilmiş olur. u_i 'in bir AÇF'yi oluşturan tekterimli ifadeler olduğunu düşünüldüğünde, (3.11)'in sol tarafının bir AÇF, sağ tarafının ise bir TF olduğu kolayca anlaşılmaktadır. Bu yaklaşım ile bir AÇF'nin bir TF ile yaklaşılandırılması, daha net olarak ifade etmek gerekirse, alttan sınırlandırılması sağlanmış olur. Şüphesiz ki; bu altsınır yaklaşıklandırılan değere yeterince yakın olursa, altsınırın enbüyütülmesi ile ilgili AÇF'nin de enbüyütülmesi sağlanmış olacaktır. Böylece, daha önceden belirtilen, AÇF maliyet işlevinin enbüyütülmesini amaç edinen bir problemin GP ile çözülememesi kısıtı ortadan kaldırılmış olmaktadır.

⁴Pozitif gerçekte sayılardan oluşan bir kümenin elemanlarının aritmetik ortalaması, her zaman için geometrik ortalamasına büyük eşittir. Bu iki niceliğin birbirine eşit olması ise ancak ve ancak kümenin tüm elemanların birbirinin aynısı olması ile mümkündür.[34]

Denklem (3.11)'de yer alan α_j deęerlerinin seęiminde sadece $\alpha \geq 0$ ve $\mathbf{1}^T \alpha = \mathbf{1}$ kurallarının olması sebebiyle, α 'nın biręok farklı Őekilde seęilebilmesi m¼mk¼nd¼r. α deęerlerinin seęimi ise kuŐkusuz burada bahsedilen yaklaŐıklamanın ne kadar baŐarılı olacaęını belirleyecektir.

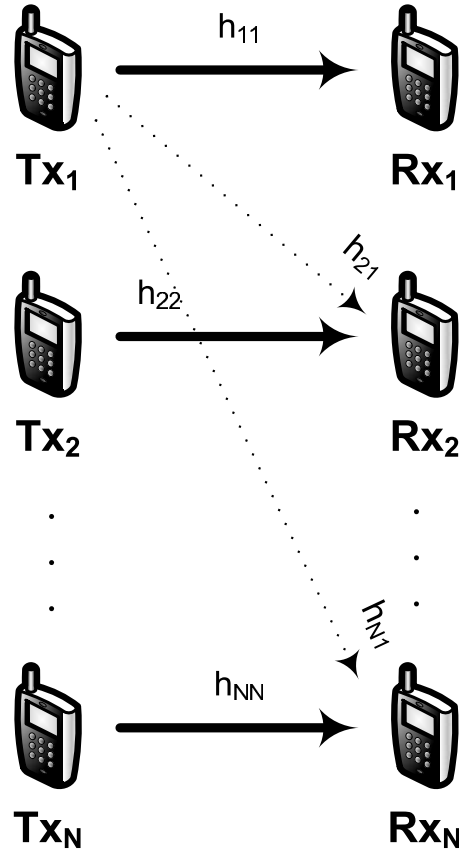
4. TEZDE İNCELENEN PROBLEMLER VE SİSTEM MODELİ

Bu bölümde tez kapsamında incelenen problemler ve bu problemlere yönelik önerilen çözümler ele alınmıştır. Bu problemlerin ilki olan, belirli kaynaklar dahilinde ağdaki kullanıcı sayısını enbüyütme problemi, iki farklı ağ topolojisi (tasarsız ve hücresel) üzerinde incelenmiştir. Sıradaki başlık bu çalışmayı ele almaktadır.

4.1 Problem 1 - Ağdaki Kullanıcı Sayısını Enbüyütmek

4.1.1 Tasarsız Ağlar İçin Çözüm

4.1.1.1 Kanal Yapısı



Şekil 4.1. Tasarsız ağ

N adet kullanıcı çiftinden oluşan tasarsız bir iletişim sistemi örneği Şekil 4.1'de verilmiştir. Bu yapıda tüm kullanıcılar, alıcı ve verici rollerini gerektiği gibi üstlenebilir. Verici rolündeki bir kullanıcı ile alıcı rolündeki farklı bir kullanıcı, anlık olarak bir iletişim çifti oluşturur ve kendi aralarında iletişim kurar. İletişim sonlandığında ise sözkonusu "çiftlik" bozulur ve her iki kullanıcı kendi amacına hizmet edecek yeni bir rol üstlenir.

Şekil 4.1'de verilen ağ sisteminde, herhangi bir anda oluşturulmuş çiftler arasından *i'inci*'sinin alıcısındaki sinyal aşağıda verildiği gibi ifade edilebilir

$$y_i = h_{ii}h_{ii}^*x_i + \sum_{j=1, j \neq i}^N h_{ij}^*h_{ij}x_j + h_{ii}^*n_i. \quad (4.1)$$

Burada verilen h_{ij} , *j'inci* verici ile *i'inci* alıcı arasındaki dar bant kanalın dürtü yanıtını, h_{ii}^* , *i'inci* verici-alıcı çifti arasındaki kanalın dürtü yanıtının (h_{ii}) eşleniğini, n_i , *i'inci* alıcıya etki eden gürültü sinyalini ve x_i ise *i'inci* kullanıcının mesaj sinyalini ifade etmektedir. *i'inci* alıcıda y_i sinyalinin oluşturulması, *i'inci* alıcı tarafından alınan sinyallerin *i'inci* verici ile kendisi arasındaki kanala uyumlu bir süzgeçten (h_{ii}^*) geçirilmesi ile olur.

Denklem (4.1)'in kullanılmasıyla, *i'inci* alıcıda *i'inci* vericiye ait elde edilen sinyalin SINR (Sinyalin Girişim ve Gürültüye Oranı) değeri şu şekilde yazılır

$$SINR_i = \frac{E \left\{ |h_{ii}h_{ii}^*x_i|^2 \right\}}{E \left\{ \left| \sum_{j=1, j \neq i}^N h_{ij}^*h_{ij}x_j + h_{ii}^*n_i \right|^2 \right\}} = \frac{|h_{ii}|^4 \sigma_{x,i}^2}{\sum_{j=1, j \neq i}^N |h_{ij}^*h_{ij}|^2 \sigma_{x,j}^2 + |h_{ii}|^2 \sigma_{n,i}^2}. \quad (4.2)$$

Bu denklemde $\sigma_{x,i}^2$ ($= P_i$) *i'inci* vericinin sinyal (çıkış) gücünü, $\sigma_{n,i}^2$ *i'inci* alıcıdaki gürültü gücünü ifade eder.

4.1.1.2 Problemin Tanımı

Çalışmaya konu sistemde, N adet verici-alıcı çiftinden (toplam $2N$ adet kullanıcı) oluşan tasarsız bir ağda, tüm kullanıcıların aynı frekans ve zamanda çalıştığı düşünülmüştür. Bu sebeple *i'inci* alıcıya kendi vericisi dışındaki vericilerin sinyalleri de ulaşmakta ve girişim yaratmaktadır.

Tasarsız bu ağın tüm kullanıcıları, ağdaki kaynakları kullanma ve ağdan hizmet alma anlamında eşit önceliğe sahiptir. Kullanıcıların ağdan hizmet almaları ile ilgili gerekli tüm fonksiyonların yürütülmesinden, bir başka deyişle, ağın giriş denetimi mekanizmasından sorumlu bir düğüm (*anadüğüm*) bulunmaktadır. Anadüğüm herhangi bir anda, tüm kullanıcılar arasından hangi kullanıcıların ağdan faydalanmasının, hangilerinin ağdan çıkarılmasının, ağın genel çıkarları için en uygun olacağını değer-

lendirir ve ağdaki kullanıcıların bu yönde çalışmalarını sağlar. Bu işlevleri yerine getirebilmesi için anadüğümün, ağa ait gerekli tüm bilgilere ihtiyacı vardır. Kullanıcılar arası kanalların anlık durumları, alıcılara etki eden gürültü miktarları, kullanıcıların endüşük hizmet niteliği gereksinimleri ve vericilerin enyüksek çıkış gücü değerleri bu bilgilere birkaç örnek olarak verilebilir. Bu bilgiler ışığında anadüğüm, ağ seviyesindeki hedefleri gözönünde bulundurarak kullanıcılardan gelen iletim taleplerini kabul veya reddeder.

Bu tezde, ağ seviyesi hedef olarak ağ tarafından hizmet verilen kullanıcı sayısının enbüyütülmesi seçilmiştir. Hizmet vermektan kasıt, ağdan faydalanan her kullanıcının sağlıklı bir iletişim kurabilmesi için gerekli olan endüşük hizmet niteliğine sahip olmasının sağlanmasıdır. Bu çalışmada hizmet niteliğinin değerlendirilebilmesi için seçilen parametre anlık SINR olup, her kullanıcının sabit bir SINR hedefi olduğu düşünölmüştür. Ağ tarafından desteklenen kullanıcı çiftlerinin belirli bir çıkış gücü ile iletim yaptıkları, desteklenmeyen kullanıcı çiftlerinin ise vericilerini tamamen kapatıkları varsayılmıştır. Problemin çözümüne yönelik önemli kısıtlardan bir diğeri olarak da, vericilerin çıkış güçlerinin fiziksel sınırlarının olduğu düşünölmüş, bu sayede problemin pratikteki duruma da uygunluğu amaç edinilmiştir.

Buraya kadar detayları aktarılan problem, matematiksel olarak aşağıdaki gibi ifade edilebilir

$$\begin{aligned}
 \text{maliyet işlevi} \quad & \max \sum_{i=1}^N \delta_i, \\
 \text{kısıtlar} \quad & \frac{|h_{ii}|^4 P_i \delta_i}{|h_{ii}|^2 \sigma_{n,i}^2 + \sum_{j=1, j \neq i}^N |h_{ii}^* h_{ij}|^2 P_j \delta_j} \geq \gamma_i \delta_i, \\
 & 0 \leq P_i \leq P_{\max}, \\
 & \delta_i \in \{0, 1\}, \\
 & i, j = 1, 2, \dots, N.
 \end{aligned} \tag{4.3}$$

Burada N , ağdaki kullanıcı çifti sayısını, δ_i , i 'inci çiftin çalışma durumunu (Açık/Kapalı), P_i , i 'inci vericinin çıkış gücünü, P_{\max} bu gücün üst sınırını, $\gamma_i (> 0)$ ise i 'inci alıcının i 'inci vericiyle sağlıklı iletişim kurabilmesi için ihtiyaç duyduğu endüşük SINR değerini ifade etmektedir. Formölasyonda kullanılan kanal yapısı 4.1.1.1'de verilen yapı ile aynıdır.

Denklem (4.3)'te kısıtlı bir eniyileme problemi verilmiştir. Bu formülasyonda $\bar{\delta} = [\delta_1 \delta_2 \dots \delta_N]^T$ ve $\bar{P} = [P_1 P_2 \dots P_N]^T$ eniyileme değişkenleridir. Kuşkusuz, tanımlanan kısıtlar dahilinde maliyet işlevini (yani $\bar{\delta}$ vektörünün elemanları toplamını) enbüyütmek, ağ tarafından desteklenebilecek kullanıcı sayısını enbüyütecektir. Söz konusu kısıtlardan ilki, desteklenen her çiftin anlık SINR değerinin endüşük SINR gereksinimine büyük eşit olmasıdır. Bu eşitsizliğin her iki tarafında yer alan δ_i terimleri, *i'inci* çiftin açık veya kapalı olması koşulunun bu kısıt üzerindeki etkisini hesaba katmaya yarar. Bu sayede, *i'inci* çiftin açık (yani çalışıyor) olduğu durumda $\delta_i = 1$ değerini alacak ve bu kısıt, literatürde de sıkça yer bulan SINR kısıtına dönüşecektir. *i'inci* çift kapalı olduğunda ise, $\delta_i = 0$ değerini alarak bu kısıtın ortadan kalkması sağlanacak ve bu sayede çalışmayan bir kullanıcı çifti için gereksiz kısıtların yer almaması sağlanmış olacaktır.

Denklem (4.3)'te verilen problemi özetlemek gerekirse; N adet kullanıcı çiftinin bulunduğu tasarsız bir ağda öyle bir $\bar{\delta} = [\delta_1 \delta_2 \dots \delta_N]^T$ kombinasyonu bulunsun ki:

- desteklenen tüm kullanıcıların (en azından) endüşük SINR gereksinimleri sağlanmış,
- hiçbir vericinin çıkış gücünün üst sınırı aşılmamış ve
- enyüksek sayıda kullanıcı çiftine hizmet verilmiş olsun.

Bu problem (4.3)'ten de görüldüğü gibi doğrusal-olmayan, dışbükey-olmayan kısıtlı bir eniyileme problemidir. Zander [17]'de benzer yapıdaki bir kullanıcı sayısını enbüyütme probleminin NP-Tam zorluk sınıfına dahil olduğunu göstermiş ve çözüme yönelik olarak buluşsal yaklaşımların geliştirilmesinin gerekliliğini vurgulamıştır. Sırada, öncelikle, bu problemi GP ile çözülebilecek bir yapıya dönüştürme üzerine tezde önerilen yöntem, daha sonra bu yöntemin kullanımıyla problemin çözülmesi için geliştirilen algoritma detaylandırılacaktır.

4.1.1.3 Önerilen Yöntem

Daha önce de belirtildiği üzere, (4.3)'te verilen problem ne doğrusal ne de dışbükey yapıdadır. Bu problemi tezin üçüncü bölümünde bahsedildiği gibi GP ile çözülebilir bir hale getirmek için üç adımdan oluşan bir dönüşüm önerilmiştir. Bu dönüşümün ilk

adımında, sadece tamsayı değerlerinden oluşan δ_i değerleri gevşetilerek $(0, 1]$ aralığından¹ gerçel değerler alacak şekilde yeniden tanımlanır. Bu gevşemenin doğal sonucu olarak, problemin çözümde gerçel değerlerden oluşan δ_i 'lere ulaşılabilecek ve bu gerçel değerler daha sonra olurlu tamsayı karşılıklarına yuvarlanacaktır.

İkinci olarak, (4.3)'ün ilk kısıtında her iki tarafın tersleri alınarak, bu kısıt aşağıda verildiği gibi bir AÇF eşitsizlik kısıtına dönüştürülür[31]

$$\frac{|h_{ii}|^2 \sigma_{n,i}^2 + \sum_{j=1, j \neq i}^N |h_{ii}^* h_{ij}|^2 P_j \delta_j}{|h_{ii}|^4 P_i \delta_i} \leq \frac{1}{\gamma_i \delta_i} \rightarrow \quad (4.4)$$

$$\frac{|h_{ii}|^2 \sigma_{n,i}^2 \gamma_i \delta_i}{|h_{ii}|^4 P_i \delta_i} + \frac{\gamma_i \delta_i}{|h_{ii}|^4 P_i \delta_i} \sum_{j=1, j \neq i}^N |h_{ii}^* h_{ij}|^2 P_j \delta_j \leq 1. \quad (4.5)$$

Dönüşümün üçüncü ve son adımında ise maliyet işlevi değiştirilir. Bu işlemin gerekliliği Bölüm 3.2'de belirtildiği gibi GP kapsamında AÇF bir maliyet işlevinin enbüyütülememesinden ileri gelmektedir. Bu sebeple (4.3)'ün maliyet işlevi Bölüm 3.3'te açıklanmış olan sürecin uygulanmasıyla TF bir fonksiyona yaklaşılanılır. Denklem (3.11)'de verilene benzer şekilde maliyeti işlevi şu şekilde tekrar yazılabilir

$$\sum_{i=1}^N \delta_i \geq \prod_{i=1}^N \left(\frac{\delta_i}{\alpha_i} \right)^{\alpha_i}. \quad (4.6)$$

Tezdeki çalışmalarda kullanılmak üzere α_i değeri, Bölüm 3'te verilen kısıtlara uygun şekilde,

$$\alpha_i = \frac{\delta_i}{\sum_{i=1}^N \delta_i} \quad (4.7)$$

olarak seçilmiştir.

Bu dönüşüm ile maliyet işlevi, problemin orijinal halinde (4.6)'nın sol tarafındaki yapıda iken, dönüşüm sonucunda oluşturulacak problemde yeni maliyet işlevi olarak

¹GP kapsamında eniyileme değişkenlerinin pozitif olmaları gerektiği için 0 kullanılabılır bir değer değildir.

(4.6)'nın sağ tarafındaki ifade kullanılacaktır. Yeni maliyet işlevinin eskisinin bir alt-sınırı olması sebebiyle, bu altsınırın enbüyütülmesi ile orijinal maliyet işlevinin de enbüyütülmesi sağlanmış olacaktır.

Bu üç adımlı dönüşümün (4.3)'e uygulanması sonucunda elde edilen yeni problem aşağıda verilmektedir:

$$\begin{aligned}
 \text{maliyet işlevi} \quad & \max \prod_{i=1}^N \left(\frac{\delta_i}{\alpha_i} \right)^{\alpha_i}, \\
 \text{kısıtlar} \quad & \frac{|h_{ii}|^2 \gamma_i \delta_i \sigma_{n,i}^2}{|h_{ii}|^4 P_i \delta_i} + \frac{\gamma_i \delta_i}{|h_{ii}|^4 P_i \delta_i} \sum_{j=1, j \neq i}^N |h_{ij}^* h_{ij}|^2 P_j \delta_j \leq 1, \\
 & 0 \leq P_i P_{\max}^{-1} \leq 1, \\
 & 0 < \delta_i \leq 1, \quad i, j = 1, 2, \dots, N.
 \end{aligned} \tag{4.8}$$

Denklem (4.8)'de verilen problem incelendiğinde; TF bir maliyet işlevine, AÇF eşitsizlik kısıtlarına ve TF eşitlik kısıtlarına sahip olduğu görülmekte, bu sayede de (3.3) ile tanımlanmış olan GP yapısına sahip olduğu anlaşılmaktadır. Böylelikle, (4.3) ile verilen NP-Tam problem, standart GP çözümlerle çözülebilir hale dönüştürülmüş olur. Çözüm sırasında oluşabilecek yaklaşıklık hatalarını, bir başka deyişle orijinal maliyet işlevi ile tezde kullanılan altsınır arasındaki farkı, enküçültmek için geliştirilen iki adet algoritma sıradaki başlık altında incelenmiştir.

4.1.1.4 Çözüm İçin Geliştirilen Algoritmalar

Algoritma-1, Kullanıcı Sayısını Adım Adım Arttırma

Bu algoritma ilk olarak (4.8)'de verilen problemi çözer ve bir $\bar{\delta}$ çözümü bulur. Daha sonra, eldeki bu $\bar{\delta}$ çözümüne kıyasla, maliyet işlevini enbüyütecek daha iyi bir $\bar{\delta}$ çözümünün varlığını araştırır. Aşağıda bu algoritmanın detaylı anlatımı verilmiştir:

1. Elemanları 0'lardan oluşan $(N \times 1)$ 'lik bir vektör oluştur (Bu vektörü **DeltaEsas** olarak isimlendirelim.) Algoritmanın her yinelemesinde bulunan geçici $\bar{\delta}$ çözümleri bu vektörde tutulacaktır.

2. $\bar{\alpha} = [\alpha_1 \ \alpha_2 \ \dots \ \alpha_N]^T$ vektörünün elemanlarını $\alpha_i = \frac{1}{N}$, $i = 1, 2, \dots, N$ olacak şekilde ilklendir.
3. $\bar{\alpha}$ vektörünü ve 4.1.1.3'te verilen yöntemi kullanarak (4.3) ile verilen orijinal problemi (4.8) ile verilen GP ile çözülebilir yapıya dönüştür.
4. Denklem (4.8)'de verilen problemi çöz ve $(0, 1]$ aralığındaki gerçel değerlerden oluşan bir $\bar{\delta}$ çözümüne ulaş.
5. δ_i ($i = 1, 2, \dots, N$) değerlerini, daha önceden belirlenmiş bir eşik değer ε ($0 < \varepsilon < 1$) ile karşılaştır ve
 - (a) Eğer $\delta_i \leq \varepsilon$ ise, $DeltaEsas(i) = 0$,
 - (b) Eğer $\delta_i \geq 1 - \varepsilon$ ise, $DeltaEsas(i) = 1$ yap.
6. Bu **DeltaEsas** vektörüne karşılık gelen olurlu bir güç tahsis şeması, yani $\bar{P} = [P_1 \ P_2 \ \dots \ P_N]^T$ vektörü, hesapla. \bar{P} vektörünün elemanları, her $\delta_i = 1$ değerine karşılık gelen pozitif P_i değerlerinden ve her $\delta_i = 0$ değerine karşılık $P_i = 0$ değerlerinden oluşur.
7. $DeltaEsas(i) = 0$ olan tüm δ_i 'leri büyükten küçüğe doğru sırala.
8. Sırayla şu adımları tekrar et:
 - (a) 7. adımda sıralanmış olan δ_i 'lerin (sıradaki) enbüyüğünü seç. (Seçilen elemanın $\bar{\delta}$ içindeki indisinin j olduğunu, yani $\bar{\delta}(j) = \delta_j$ olduğunu, varsayalım.)
 - (b) $DeltaEsas(j) = 1$ yaparak **DeltaEsas** vektörünü güncelle.
 - (c) Adım 8-b'de oluşturulan bu yeni **DeltaEsas** vektörüne karşılık gelen olurlu bir güç tahsis şemasının varlığını kontrol et. Eğer her $DeltaEsas(i) = 1$ elemanına karşılık olurlu bir güç değeri hesaplanabiliyorsa, **DeltaEsas** vektörü adım 8-b'de güncellendiği gibi kalsın. Aksi takdirde, **DeltaEsas** vektörüne adım 8-b'de yapılan değişikliği geri al.
 - (d) Adım 7'de sıralanmış tüm δ_i 'ler için 8. adımdan geçildiyse algoritmayı $\bar{\delta} = \mathbf{DeltaEsas}$ ve $\bar{P} = [P_1 \ P_2 \ \dots \ P_N]^T$ değerleriyle sonlandır. Aksi takdirde, Adım 8-a'ya geri dön.

Bu noktada, algoritma adımlarının pratikte nasıl çalıştığına dair kısa bir örnek açıklayıcı olacaktır. $N = 5$ çift ve eşik $\varepsilon = 0.1$ olan bir senaryo için, ilk dört adımın sonunda $\bar{\delta} = [0.95 \ 0.35 \ 0.08 \ 0.61 \ 0.90]^T$ bulunmuş olsun. 5. adımın gerçekleştirilmesiyle 0.95 ve 0.90 değerleri 1'e yuvarlanırken, 0.08 değeri 0'a yuvarlanacak, 0.35 ve 0.61 değerleri ise gerekli güven aralığında bulunmadıkları için herhangi bir yuvarlama işlemine tabi tutulmayacaktır. Yani 5. adımın sonucunda **DeltaEsas** = $[1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1]^T$ elde edilecektir. 6. adımda $[P_1 \ 0 \ 0 \ 0 \ P_5]^T$ vektörü, $P_i \leq P_{\max}$ olacak şekilde hesaplanacaktır. 7. adıma gelindiğinde δ_i 'ler 0.61, 0.35 ve 0.08 olarak sıralanacaktır. Adım 8-a'da ilk olarak δ_i 'ler arasından 0.61 (yani $j = 4$) seçilecek, 8-b'de **DeltaEsas** = $[1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1]^T$ olarak güncellenecektir. Adım 8-c ile bu yeni **DeltaEsas** için olurlu bir $[P_1 \ 0 \ 0 \ P_4 \ P_5]^T$ vektörünün hesaplanabildiğini varsayarsak, **DeltaEsas** = $[1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1]^T$ olarak kalacak ve Adım 8-a'ya geri dönecektir. Daha sonra, sıradaki enbüyük δ_i olan 0.35 değeri için Adım-8'de **DeltaEsas** = $[1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 1]^T$ olarak güncellenecektir. Bu **DeltaEsas** için Adım 8-c'de olurlu bir güç tahsis şemasına gidilemediğini varsayarsak, **DeltaEsas** = $[1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1]^T$ olarak eski haline geri döndürülecek ve sıradaki son değer olan 0.08 için Adım-8 işletilecektir. Bu değer için de olurlu bir güç tahsisinin mümkün olmadığı varsayılırsa, algoritma $\bar{\delta} = [1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1]^T$ ve $\bar{P} = [P_1 \ 0 \ 0 \ P_4 \ P_5]^T$ değerleriyle sonlandırılacaktır.

Bu algoritma ile amaçlanan çözüm yolu, sözkonusu problemin geometrik programlama ile sadece bir kere çözülmesi, daha sonra da bu çözümün üzerine maliyet işlevini enbüyütebilecek diğer olası sonuçların denenmesi yoluyla eniyiye ulaşılmasıdır.

Algoritma-2, GP Problemini Özyineli Olarak Çözme

Bu algoritmanın öncekinden farkı, GP kullanılarak özyineli bir biçimde çözüme ulaşmaya çalışılmasıdır. Algoritmaya göre ilk olarak (4.8)'de verilen problem çözülür ve bir $\bar{\delta}$ çözümü bulur. Daha sonra, bu $\bar{\delta}$ 'nin kullanımı ile $\bar{\alpha}$, (4.7)'ya göre güncellenir ve güncellenen bu $\bar{\alpha}$ ile (4.8) tekrar çözülür. Belirli sonlandırma koşulları oluşana dek bu özyineli yapı devam eder. Algoritmanın sonlandırma koşulu için iki ek parametre tanımlanmıştır; tek bir problemin çözümü için gerçekleştirilebilecek enyüksek yineleme sayısı (β_{\max}) ve algoritmanın belirli bir sonuca yakınsadığının ölçütü olan enyüksek komşuluk miktarı (θ). Aşağıda bu algoritmanın detaylı anlatımı verilmiştir:

1. Elemanları 0'lardan oluşan $(N \times 1)$ 'lik bir vektör oluşturun (Bu vektörü **DeltaEsas** olarak isimlendirelim.)
2. $\bar{\alpha} = [\alpha_1 \ \alpha_2 \ \dots \ \alpha_N]^T$ vektörünün elemanlarını $\alpha_i = \frac{1}{N}$, $i = 1, 2, \dots, N$ olacak şekilde ilklendirin.
3. $\bar{\alpha}$ vektörünü ve 4.1.1.3'de anılan yöntemi kullanarak (4.3) ile verilen orijinal problemi (4.8) ile verilen forma dönüştürün.
4. Denklem (4.8)'de verilen problemi $\bar{\alpha}$ vektörünü kullanarak çöz ve $(0, 1]$ aralığındaki gerçel değerlerden oluşan bir $\bar{\delta}$ ve $[0, P_{\max}]$ aralığında gerçel değerlerden oluşan bir \bar{P} çözümüne ulaşın.
5. $\bar{\alpha}$ vektörünü, Adım 4'te hesaplanan $\bar{\delta}$ 'ya bağlı olarak (4.7)'e göre güncelleyin.
6. Algoritma yineleme sayısını (β_i) bir arttırın.
7. Şu iki durma koşulunu kontrol et:
 - (a) $\max(|\bar{\delta}^t - \bar{\delta}^{t-1}|) < \theta$.²
 - (b) $(\beta_i == \beta_{\max})$.³
8. Eğer
 - (a) Her ikisi de doğru değilse, güncellenmiş $\bar{\alpha}$ vektörü ile Adım-4'e geri dönün.
 - (b) Herhangi biri doğruysa, $\bar{\delta}$ vektörünün elemanlarını, eşik değeri önceden belirlenmiş sıfır-bir kararlı bir kodçözücüden (hard-decision decoder) geçir ve sonuçları **DeltaEsas** vektöründe saklayın.
9. Algoritmayı $\bar{\delta} = \mathbf{DeltaEsas}$ ve \bar{P} vektörleriyle sonlandırın.

Bu algoritma ile amaçlanan çözüm yolu, sözkonusu problemin geometrik programlama ile (yerel veya evrensel) bir çözüme ulaşıncaya kadar yinelenmesi, böyle bir eniyiye ulaşıldığında ise durulması şeklindedir. Kuşkusuz ki, algoritma sonlandırma

² $\bar{\delta}^t$, t . yineleme sonucunda algoritmanın elde ettiği $\bar{\delta}$ sonucunu ifade etmektedir.

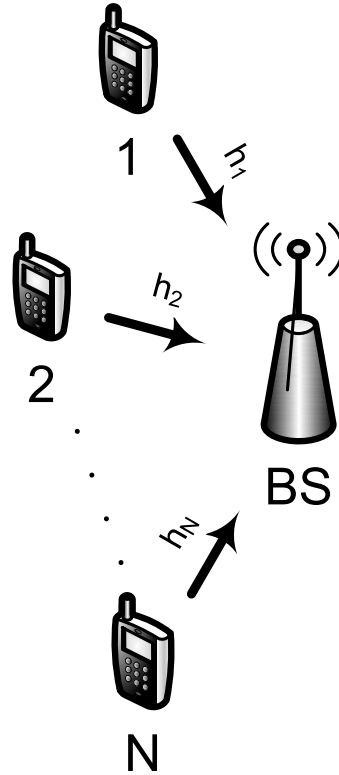
Bu altadımdaki sonlandırma koşulu, algoritmanın ardışık iki yinelemesi sonucunda elde ettiği $\bar{\delta}$ 'lar arasındaki farkın, önceden tanımlı bir eşik değerden küçük olma durumunu kontrol eder.

³Algoritmanın yerel bir eniyiye takılarak evrensel eniyiye ulaşmak için sonsuz bir döngüye girmesini engellemek amacıyla, belirli bir yinelemeden sonra sonlandırılması gerekmektedir.

koşulları için kullanılan parametrelerin (β_{\max} ve θ) seçimi algoritmanın başarımında önemli bir paya sahiptir.

4.1.2 Hücresel Ağ (Yukarı-Yönlü Bağlantı) Çözümü

4.1.2.1 Kanal Yapısı



Şekil 4.2. Hücresel ağ

Hücresel bir iletişim sistemini Şekil 4.2'de verildiği gibi görselleştirmek mümkündür. Bir baz istasyonu ve buna bağlı gezgin terminallerden oluşan bu sistemde iletişim iki yönlüdür; gezgin terminalden baz istasyonuna (yukarı yönlü bağlantı) ve baz istasyonundan gezgin terminale (aşağı yönlü bağlantı). Yukarı yönlü bağlantı kapsamında her kullanıcı, kendi mesaj sinyalini bir kanal üzerinden baz istasyonuna gönderir. Tüm kullanıcılardan ilgili mesaj sinyallerini toplayan baz istasyonu ise kanalda bozulmaya uğrayan bu sinyalleri algılamaya çalışır. Bunu yaparken de kullanıcılardan gelen ve kanal tarafından sönmülmüştür sinyalleri, her kullanıcı ile kendi arasındaki kanala uyumlu birer süzgeçten geçirir. Bu işlemin sonucunda, Şekil 4.2'deki baz

istasyonunda *i'inci* kullanıcıya ait elde edilecek sinyal aşağıda verildiği gibidir⁴

$$y_i = h_i h_i^* x_i + \sum_{j=1, j \neq i}^N h_i^* h_j x_j + h_i^* n. \quad (4.9)$$

Burada verilen h_i , *i'inci* kullanıcı ile baz istasyonu arasındaki dar-bant kanalın dürtü yanıtını, h_i^* , bu değerin eşleniğini, x_i , *i'inci* kullanıcının mesaj sinyalini, n , baz istasyonuna etki eden gürültü sinyalini ve y_i ise baz istasyonu tarafından elde edilmiş olan *i'inci* kullanıcıya ait mesaj sinyalini ifade etmektedir. (4.9)'ün kullanılmasıyla, baz istasyonunun alıcısında *i'inci* kullanıcı tarafından gönderilmiş sinyale ait SINR değeri şu şekilde yazılır

$$SINR_i = \frac{E \left\{ |h_i h_i^* x_i|^2 \right\}}{E \left\{ \left| \sum_{j=1, j \neq i}^N h_i^* h_j x_j + h_i^* n \right|^2 \right\}} = \frac{|h_i|^4 \sigma_{x,i}^2}{\sum_{j=1, j \neq i}^N |h_i^* h_j|^2 \sigma_{x,j}^2 + |h_i|^2 \sigma_n^2}. \quad (4.10)$$

Burada verilen $\sigma_{x,i}^2 (= P_i)$ terimi, *i'inci* kullanıcının mesaj sinyal gücünü, σ_n^2 terimi ise baz istasyonundaki alıcıya etki eden gürültü sinyalinin gücünü ifade etmektedir.

4.1.2.2 Problemin Tanımı

Topoloji ile ilgili farklılıklar dışında, 4.1.1.2'de tasarsız ağlar için verilen tanımlar hücresele ağlar için de geçerliliğini korumaktadır. Söz konusu bu farklılıklar;

1. Sistemde N adet gezgin terminal (kullanıcı) ve bir adet baz istasyonunun bulunması,
2. Ağdaki giriş denetimi mekanizmasından sorumlu birimin *baz istasyonu* olması,
3. Kanal yapısının 4.1.2.1'de verildiği gibi olmasıdır.

⁴Hücresele sistemler için yapılan çalışmalarda sadece tek bir hücre içindeki durum incelenmiş, hücreler arası etkileşimler teze konu edilmemiştir.

Hücreyel sistemlerde desteklenen kullanıcı sayısını enbüyütmeyi amaç edinen bu problemin, orijinal halinde, şu şekilde ifade edilmesi mümkündür.

$$\begin{aligned}
\text{maliyet işlevi} & \max \sum_{i=1}^N \delta_i, \\
\text{kısıtlar} & \frac{|h_i|^4 P_i \delta_i}{\sum_{j=1, j \neq i}^N |h_i^* h_j|^2 P_j \delta_j + |h_i|^2 \sigma_n^2} \geq \gamma_i \delta_i, \\
& 0 \leq P_i \leq P_{max}, \\
& \delta_i \in \{0, 1\}, \\
& i, j = 1, 2, \dots, N
\end{aligned} \tag{4.11}$$

Formülasyonda kullanılan kanal yapısı 4.1.2.1'de verilen yapı ile aynıdır. Diğer terimler 4.1.1.2'de verildiği anlamlarıyla kullanılmıştır.

Yapı itibarıyla bu problem de, NP-Tam zorluk sınıfına dahil, doğrusal-olmayan, dışbükey-olmayan kısıtlı bir eniyileme problemidir. Sırada, öncelikle, bu problemi GP ile çözülebilecek bir yapıya dönüştürme üzerine tezde önerilen yöntem, daha sonra bu yöntemin kullanımıyla problemin çözülmesi için geliştirilen algoritma detaylandırılacaktır.

4.1.2.3 Önerilen Yöntem

4.1.1.3'de (4.3)'teki probleme uygulanmak üzere verilen üç adımlı dönüşümün bu probleme de uygulanması mümkündür. İlk ve üçüncü adımları aynı şekilde uygulanacak olan bu dönüşümün ikinci adımında, (4.11)'daki SINR kısıtının her iki tarafının tersi alınarak AÇF bir eşitsizlik kısıtına dönüştürülmesi ise aşağıdaki gibi yapılır.

$$\frac{|h_i|^2 \sigma_n^2 + \sum_{j=1, j \neq i}^N |h_i^* h_j|^2 P_j \delta_j}{|h_i|^4 P_i \delta_i} \leq \frac{1}{\gamma_i \delta_i} \rightarrow \tag{4.12}$$

$$\frac{|h_i|^2 \sigma_n^2 \gamma_i \delta_i}{|h_i|^4 P_i \delta_i} + \frac{\gamma_i \delta_i}{|h_i|^4 P_i \delta_i} \sum_{j=1, j \neq i}^N |h_i^* h_j|^2 P_j \delta_j \leq 1 \tag{4.13}$$

Denklem (4.11)'a bu üç adımlı dönüşümün uygulanması ile, aşağıdaki gibi, GP ile

çözülebiyecek bir problem elde edilmiş olur:

$$\begin{aligned}
 \text{maliyet işlevi} \quad & \max \prod_{i=1}^N \left(\frac{\delta_i}{\alpha_i} \right)^{\alpha_i}, \\
 \text{kısıtlar} \quad & \frac{|h_i|^2 \sigma_n^2 \gamma_i \delta_i}{|h_i|^4 P_i \delta_i} + \frac{\gamma_i \delta_i}{|h_i|^4 P_i \delta_i} \sum_{j=1, j \neq i}^N |h_i^* h_j|^2 P_j \delta_j \leq 1, \\
 & 0 \leq P_i P_{max}^{-1} \leq 1, \\
 & 0 < \delta_i \leq 1, \\
 & i, j = 1, 2, \dots, N.
 \end{aligned} \tag{4.14}$$

Bu problemin çözümü sırasında oluşabilecek yaklaşıklama hatalarını, bir başka deyişle orijinal maliyet işlevi ile tezde kullanılan altsınır arasındaki farkı, enküçültmek için geliştirilen iki adet algoritma sıradaki başlık altında incelenmektedir.

4.1.2.4 Çözüm İçin Geliştirilen Algoritmalar

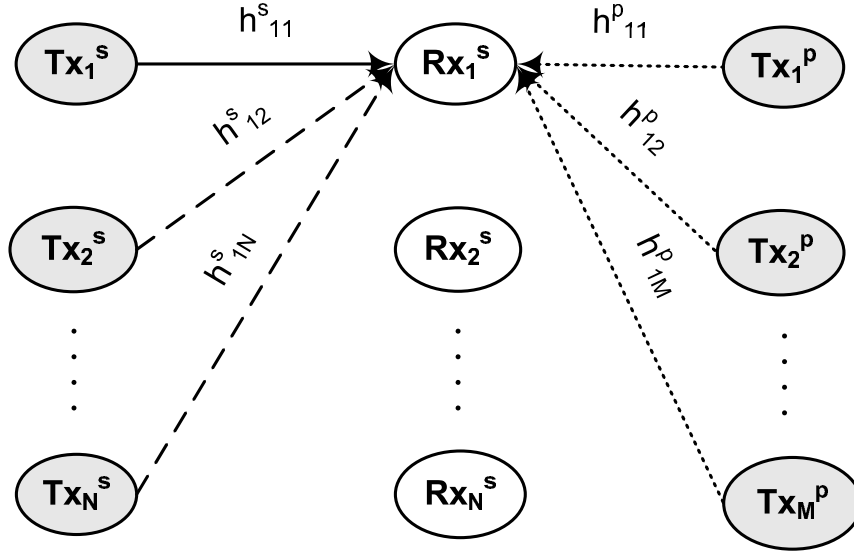
Algoritma-1, Kullanıcı Sayısını Adım Adım Arttırma

4.1.1.4'de verilen algoritmanın 3. ve 4. adımlarında verilen denklem isimlerinin "(4.11)" ve "(4.14)" olarak değiştirilmesiyle, söz konusu algoritmanın bu probleme aynen uygulanması mümkün olacaktır.

Algoritma-2, GP Problemini Özyineli Olarak Çözme

4.1.1.4'de verilen algoritmanın 3. ve 4. adımlarda verilen denklem isimlerinin "(4.11)" ve "(4.14)" olarak değiştirilmesiyle, söz konusu algoritmanın bu probleme aynen uygulanması mümkün olacaktır.

Tezde incelenen ikinci problem, buraya kadar her yönüyle tanımlanmaya çalışılan problemin bir uzantısı olan, bilişsel bir ağda bulunan ikincil kullanıcıların sayısını enbüyütme problemidir. Sıradaki başlık bu konuyu ele almaktadır.



Şekil 4.3. Bilişsel tasarsız ağ

4.2 Problem 2 - Bilişsel Ağlarda İkincil Kullanıcı Sayısını Enbüyütmek

4.2.1 Tasarsız Ağlar İçin Çözüm

4.2.1.1 Kanal Yapısı

Şekil 4.3'de bilişsel tasarsız bir ağ gösterilmektedir. Daha önceden ifade edildiği gibi bir bilişsel ağ, içerisinde en az birer birincil ve ikincil kullanıcının bulunduğu ağ olarak tanımlanabilir. Bu tip bir sistemde, birincil kullanıcılar RF spektrumunun belirli bir bandında hizmet almak için para ödeyen, bu bandın gerçek kullanıcılarıdır. İkincil kullanıcılar ise herhangi bir karşılık ödemededen, birincil kullanıcıların kullanmadığı kaynaklar üzerinden kendilerine iletişim fırsatları yaratmaya çalışan kullanıcılardır. Bunu yaparken de dikkat etmeleri gereken en önemli unsur, birincil kullanıcıların sağlıklı iletişim yapmalarına engel olmamaktır.

Şekil 4.3 incelendiğinde, bu ağ yapısının daha önce Şekil 4.1'de verilen yapıdan tek farkının ek olarak birincil kullanıcıları içermesi olduğu anlaşılacaktır.

Böyle bir sistemde *i*'inci ikincil kullanıcı çiftinin alıcısındaki sinyal şu şekilde yazılır:

$$y_i^s = x_i^s h_{ii}^s (h_{ii}^s)^* + \sum_{j=1, j \neq i}^N x_j^s h_{ij}^s (h_{ii}^s)^* + \sum_{k=1}^M x_k^p h_{ik}^p (h_{ii}^s)^* + n_i (h_{ii}^s)^* \quad (4.15)$$

$(.)^s$, bir terimin ikincil kullanıcılarla, $(.)^p$ ise birincil kullanıcılarla ilgili olduğu anlamına gelmektedir. Bu bağlamda, yukarıdaki denklemde yer alan h_{ij}^s , j 'inci ikincil kullanıcıdan i 'inci ikincil kullanıcıya, h_{ik}^p ise k -ıncı birincil kullanıcıdan i 'inci ikincil kullanıcıya doğru olan kanalın dürtü yanıtını ifade etmektedir. i 'inci ikincil alıcı, kendisine ulaşan tüm sinyalleri kendi vericisine uyumlu, yani dürtü yanıtı $(h_{ii}^s)^*$ olan, uyumlu bir süzgeçten geçirmektedir. Denklemler (4.15) ve (4.1) birlikte incelendiğinde, aralarındaki ilinti de açıkça ortaya çıkmaktadır. Bu iki denklem arasındaki tek fark, birincil kullanıcılardan i 'inci ikincil alıcıya ulaşan girişim sinyallerini ifade etmek için Denklem (4.15)'e yazılan toplam terimidir. i 'inci ikincil alıcıdaki uyumlu süzgecin çıkışında i 'inci ikincil vericiye ait SINR değeri şu şekilde yazılır:

$$SINR_i = \frac{E \left\{ |h_{ii}^s (h_{ii}^s)^* x_i^s|^2 \right\}}{E \left\{ \left| \sum_{j=1, j \neq i}^N x_j^s h_{ij}^s (h_{ii}^s)^* + \sum_{k=1}^M x_k^p h_{ik}^p (h_{ii}^s)^* + n_i (h_{ii}^s)^* \right|^2 \right\}} \quad (4.16)$$

$$= \frac{|h_{ii}^s|^4 \sigma_{s,i}^2}{\sum_{j=1, j \neq i}^N |h_{ij}^s (h_{ii}^s)^*|^2 \sigma_{s,j}^2 + \sum_{k=1}^M |h_{ik}^p (h_{ii}^s)^*|^2 \sigma_{p,k}^2 + |h_{ii}^s|^2 \sigma_{n,i}^2} \quad (4.17)$$

Denklemden; $\sigma_{s,i}^2$, ikincil, $\sigma_{p,i}^2$ birincil kullanıcının sinyal gücünü, $\sigma_{n,i}^2$ ise ikincil alıcıya etki eden gürültü gücünü sembolize etmektedir.

4.2.1.2 Problemin Tanımı

Şekil 4.3'te verilen sistem; M adet birincil ve N adet ikincil kullanıcı çiftinden (toplam $2M + 2N$ kullanıcı) oluşmaktadır. Tezdeki çalışmalarda birincil kullanıcıların herhangi bir bilişsel kabiliyetinin olmadığı, ikincil tüm kullanıcıların ise bilişsel yeteneklere sahip oldukları düşünülmüştür. Ayrıca, birincil kullanıcıların kendi aralarındaki haberleşmeyi tasarsız bir şekilde gerçekleştirdikleri varsayılmış, ancak bu haberleşmenin nasıl yapıldığı ile ilgili daha fazla detaya girilmemiştir. Bu kısımda cevap aranan esas soru, birincil kullanıcılar kendi aralarında uygun şekilde haberleşirken, bununla aynı zaman ve frekansta ikincil kullanıcı çiftlerinden en çok kaçının haberleşebileceğidir.

Bu sistemde de ikincil kullanıcıların giriş denetimi organizasyonundan anadüğüm sorumludur. Öncekine ek olarak, bu sistemde anadüğümün bir diğer görevi de, bi-

rincil kullanıcıları sezip bu kullanıcıların hoşgörebilecekleri enyüksek girişim miktarlarını (I_{\max}) ölçümlenektir. I_{\max} parametresinin işlevi, birincil kullanıcılara etki eden diğer tüm faktörler (kendi aralarındaki girişim, gürültü, vs.) dışarda kalmak koşuluyla, sadece ikincil kullanıcılardan gelecek girişim için bir üst limit tanımlamaktadır. Anadüğüm bu değeri ölçtükten sonra, ikincil kullanıcıların çıkış güçlerini eniyilerken hiçbir birincil kullanıcı için bu limitin aşılmasına da dikkat etmekle yükümlüdür. Bu kısıt, 4.18'de verilen kısıtların ikincisidir.

Buraya kadar detayları verilen problemi matematiksel olarak aşağıdaki gibi ifade etmek mümkündür:

$$\begin{aligned}
\text{maliyet işlevi} \quad & \max \sum_{i=1}^N \delta_i^s, \\
\text{kısıtlar} \quad & \frac{|h_{ii}^s|^4 P_i^s \delta_i^s}{\sum_{j=1, j \neq i}^N |h_{ij}^s (h_{ii}^s)^*|^2 P_j^s \delta_j^s + \sum_{k=1}^M |h_{ik}^p (h_{ii}^s)^*|^2 P_k^p \delta_k^p + |h_{ii}^s|^2 \sigma_{n,i}^2} \geq \gamma_i \delta_i^s, \\
& \sum_{i=1}^N P_i^s |h_{mi}^s (h_{mm}^p)^*|^2 \delta_i^s \delta_m^p \leq I_{\max, m} \delta_m^p, \\
& 0 \leq P_i^s \leq P_{\max}, \\
& \delta_i^s, \delta_i^p \in \{0, 1\}, \\
& i, j = 1, 2, \dots, N, m = 1, 2, \dots, M.
\end{aligned} \tag{4.18}$$

Denklem (4.18)'de kısıtlı bir eniyileme problemi verilmiştir. Bu formülasyonda $\bar{\delta}^s = [\delta_1^s \delta_2^s \dots \delta_N^s]^T$ ve $\bar{P}^s = [P_1^s P_2^s \dots P_N^s]^T$ eniyileme değişkenleri olup, $\bar{\delta}^s$ vektörünün elemanlarının toplamı ağ tarafından ençok kaç adet ikincil kullanıcı çiftinin desteklenebileceğini verecektir. Bu problemin kısıtlarından ilki; ikincil kullanıcıların, hem birbirlerine yaptıkları hem de birincil kullanıcılardan gelen toplam girişime karşı koymaya çalışarak, SINR değerlerini belirli bir altsınırın üzerinde tutmaya çalışmalarıdır. Bu kısıtta yer alan, P_j^s (P_j^p), j 'inci ikincil (birincil) vericinin çıkış gücünü, δ_j^s (δ_j^p) ise j 'inci ikincil (birincil) çiftin açık/kapalı olma durumunu ifade etmektedir. Kısıtlardan ikincisi, birincil bir alıcıya ikincil vericilerden gelen toplam girişimin belirli bir üst limitten ($I_{\max, m}$) büyük olmaması koşulunu ifade etmektedir. Tüm (M adet) birincil alıcılar için bu kısıtın sağlanması gerekmektedir. Diğer kısıtlar ise daha önce verilen yapılarıdaki ile aynıdır.

4.2.1.3 Önerilen Yöntem

Denklem (4.18)'de verilen problemin çözümü için, daha önce önerilen üç adımlı dönüşüme bir adım daha eklenerek, dört adımlı bir dönüşüm uygulanacaktır. Bu dönüşüm uyarınca, yine ilk olarak δ_i^s ve δ_i^p üzerindeki tamsayı kısıtı gevşetilir. İkinci adım olarak, (4.18)'in ilk kısıtında her iki tarafın tersleri alınarak bu kısıt aşağıdaki gibi bir AÇF eşitsizlik kısıtına dönüştürülür

$$\frac{\sum_{j=1, j \neq i}^N \left| h_{ij}^s (h_{ii}^s)^* \right|^2 P_j^s \delta_j^s + \sum_{k=1}^M \left| h_{ik}^p (h_{ii}^s)^* \right|^2 P_k^p \delta_k^p + |h_{ii}^s|^2 \sigma_{n,i}^2}{|h_{ii}^s|^4 P_i^s \delta_i^s} \leq \frac{1}{\gamma_i \delta_i^s} \rightarrow (4.19)$$

$$\frac{\gamma_i \delta_i^s \sum_{j=1, j \neq i}^N \left| h_{ij}^s (h_{ii}^s)^* \right|^2 P_j^s \delta_j^s}{|h_{ii}^s|^4 P_i^s \delta_i^s} + \frac{\gamma_i \delta_i^s \sum_{k=1}^M \left| h_{ik}^p (h_{ii}^s)^* \right|^2 P_k^p \delta_k^p}{|h_{ii}^s|^4 P_i^s \delta_i^s} + \frac{\gamma_i \delta_i^s |h_{ii}^s|^2 \sigma_{n,i}^2}{|h_{ii}^s|^4 P_i^s \delta_i^s} \leq 1. \quad (4.20)$$

Üçüncü olarak, denklemin ikinci kısıtı şu şekilde kolayca AÇF eşitsizlik kısıtına dönüştürülür.

$$\frac{1}{I_{\max, m} \delta_m^p} \sum_{i=1}^N P_i^s \left| h_{mi}^s (h_{mm}^p)^* \right|^2 \delta_i^s \delta_m^p \leq 1. \quad (4.21)$$

Son olarak da, (4.6)'de verilen yöntem kullanılarak AÇF yapıdaki maliyet işlevi TF bir maliyet işlevine yaklaşılandırılır. Bu dört adımlı dönüşümden sonra (4.18)'de verilen problem aşağıda verilen yapıya dönüşür

$$\text{maliyet işlevi} \quad \max \prod_{i=1}^N \left(\frac{\delta_i^s}{\alpha_i} \right)^{\alpha_i},$$

$$\text{kısıtlar} \quad \frac{\gamma_i \delta_i^s \sum_{j=1, j \neq i}^N \left| h_{ij}^s (h_{ii}^s)^* \right|^2 P_j^s \delta_j^s}{|h_{ii}^s|^4 P_i^s \delta_i^s} + \frac{\gamma_i \delta_i^s \sum_{k=1}^M \left| h_{ik}^p (h_{ii}^s)^* \right|^2 P_k^p \delta_k^p}{|h_{ii}^s|^4 P_i^s \delta_i^s} + \frac{\gamma_i \delta_i^s |h_{ii}^s|^2 \sigma_{n,i}^2}{|h_{ii}^s|^4 P_i^s \delta_i^s} \leq 1, \quad (4.22)$$

$$\frac{1}{I_{\max, m} \delta_m^p} \sum_{i=1}^N P_i^s \left| h_{mi}^s (h_{mm}^p)^* \right|^2 \delta_i^s \delta_m^p \leq 1$$

$$0 \leq P_i^s P_{\max}^{-1} \leq 1,$$

$$0 < \delta_i^s, \delta_i^p \leq 1,$$

$$i, j = 1, 2, \dots, N, m = 1, 2, \dots, M.$$

Bu haliyle problem, daha önceden bahsedildiği gibi GP ile çözülebilir bir yapıya kavuşmuştur. Sırada, çözüm için geliştirilen algoritmalara yer verilmiştir.

4.2.1.4 Çözüm İçin Geliştirilen Algoritmalar

Algoritma-1, Kullanıcı Sayısını Adım Adım Arttırma

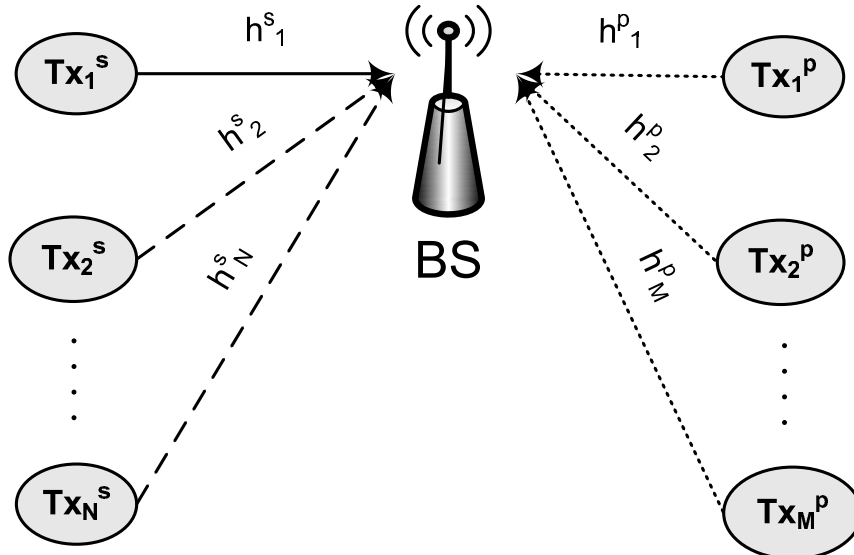
4.1.1.4'de verilen algoritmanın 3. ve 4. adımlarında verilen denklem isimlerinin "(4.18)" ve "(4.22)" olarak değiştirilmesiyle, söz konusu algoritmanın bu probleme aynen uygulanması mümkün olacaktır.

Algoritma-2, GP Problemini Özyineli Olarak Çözme

4.1.1.4'de verilen algoritmanın 3. ve 4. adımlarında verilen denklem isimlerinin "(4.18)" ve "(4.22)" olarak değiştirilmesiyle, söz konusu algoritmanın bu probleme aynen uygulanması mümkün olacaktır.

4.2.2 Hücresel Ağ (Yukarı-Yönlü Bağlantı) Çözümü

4.2.2.1 Kanal Yapısı



Şekil 4.4. Bilişsel hücresel ağ

Aynı problemi, bilişsel hücresel ağlara da uyarlamak mümkündür. Şekil 4.4'te verilen sistemde birincil kullanıcılar, belirli bir coğrafik alanda kendi aralarında iletişimlerini gerçekleştirmektedir. Bu kullanıcılarla birlikte aynı coğrafik alanda yer alan ikincil

kullanıcıların oluşturduğu hücreyel ağ ise, N adet ikincil (ve bilişsel) kullanıcıdan ve bir adet baz istasyonundan oluşmaktadır. Baz istasyonu, birincil kullanıcıların kullanmadıkları kaynakları sezip⁵, bu kaynakları, enyüksek sayıda ikincil kullanıcının hizmet alması amacıyla tekrar kullanıma sunar. Yukarı yönlü bağıncelendiği bu çalışmada, *i'inci* ikincil kullanıcıya ait, baz istasyonuna ulaşan sinyal aşağıdaki gibi yazılabilir:

$$y_i^s = x_i^s h_i^s (h_i^s)^* + \sum_{j=1, j \neq i}^N x_j^s h_j^s (h_i^s)^* + \sum_{k=1}^M x_k^p h_k^p (h_i^s)^* + n (h_i^s)^* \quad (4.23)$$

Bu denklemin kullanımı ile de baz istasyonunun alıcısına *i'inci* ikincil kullanıcıya ait olarak gelen sinyalin SINR değeri şu şekilde ifade edilir

$$SINR_i = \frac{E \left\{ \left| x_i^s h_i^s (h_i^s)^* \right|^2 \right\}}{E \left\{ \left| \sum_{j=1, j \neq i}^N x_j^s h_j^s (h_i^s)^* + \sum_{k=1}^M x_k^p h_k^p (h_i^s)^* + n (h_i^s)^* \right|^2 \right\}} \quad (4.24)$$

$$= \frac{|h_i^s|^4 \sigma_{s,i}^2}{\sum_{j=1, j \neq i}^N |h_j^s (h_i^s)^*|^2 \sigma_{s,j}^2 + \sum_{k=1}^M |h_k^p (h_i^s)^*|^2 \sigma_{p,k}^2 + |h_i^s|^2 \sigma_{n,i}^2} \quad (4.25)$$

4.2.2.2 Problemin Tanımı

Bu problemi, orijinal halinde, şu şekilde ifade etmek mümkündür.

$$\begin{aligned} \text{maliyet işlevi} \quad & \max \sum_{i=1}^N \delta_i^s, \\ \text{kısıtlar} \quad & \frac{|h_i^s|^4 P_i^s \delta_i^s}{\sum_{j=1, j \neq i}^N |h_j^s (h_i^s)^*|^2 P_j^s \delta_j^s + \sum_{k=1}^M |h_k^p (h_i^s)^*|^2 P_k^p \delta_k^p + |h_i^s|^2 \sigma_{n,i}^2} \geq \gamma_i \delta_i^s, \\ & \sum_{i=1}^N P_i^s |h_{mi}^s (h_{mm}^p)^*|^2 \delta_i^s \delta_m^p \leq I_{\max, m} \delta_m^p, \\ & 0 \leq P_i^s \leq P_{\max}, \\ & \delta_i^s, \delta_m^p \in \{0, 1\}, \\ & i, j = 1, 2, \dots, N, m = 1, 2, \dots, M. \end{aligned} \quad (4.26)$$

⁵Çalışmada, baz istasyonunun birincil kullanıcıları sezme konusunda hatasız olduğu varsayılmış, bu sayede birincil kullanıcılara kontrolsüz olarak girişim yaratılması engellenmiştir.

4.2.2.3 Önerilen Yöntem

4.2.1.3'de orijinal probleme uygulanan dört adımlı dönüşümden bu problem için de bahsetmek mümkündür. Dönüşümün ilk, üçüncü ve dördüncü adımları aynı şekilde uygulanacakken, ikinci adımında SINR kısıtının her iki tarafının tersi alınarak AÇF bir eşitsizlik kısıtına dönüştürülmesi ise aşağıdaki gibi yapılır

$$\frac{\sum_{j=1, j \neq i}^N |h_j^s (h_i^s)^*|^2 P_j^s \delta_j^s + \sum_{k=1}^M |h_k^p (h_i^s)^*|^2 P_k^p \delta_k^p + |h_i^s|^2 \sigma_n^2}{|h_i^s|^4 P_i^s \delta_i^s} \leq \frac{1}{\gamma_i \delta_i^s} \rightarrow (4.27)$$

$$\frac{\gamma_i \delta_i^s \sum_{j=1, j \neq i}^N |h_j^s (h_i^s)^*|^2 P_j^s \delta_j^s}{|h_i^s|^4 P_i^s \delta_i^s} + \frac{\gamma_i \delta_i^s \sum_{k=1}^M |h_k^p (h_i^s)^*|^2 P_k^p \delta_k^p}{|h_i^s|^4 P_i^s \delta_i^s} + \frac{\gamma_i \delta_i^s |h_i^s|^2 \sigma_n^2}{|h_i^s|^4 P_i^s \delta_i^s} \leq 1 \quad (4.28)$$

Böylece gerçekleştirilen dönüşümden sonra (4.26) ile verilen problem aşağıdaki hali alır

$$\text{maliyet işlevi} \quad \max \prod_{i=1}^N \left(\frac{\delta_i}{\alpha_i} \right)^{\alpha_i},$$

$$\text{kısıtlar} \quad \frac{\gamma_i \delta_i^s \sum_{j=1, j \neq i}^N |h_j^s (h_i^s)^*|^2 P_j^s \delta_j^s}{|h_i^s|^4 P_i^s \delta_i^s} + \frac{\gamma_i \delta_i^s \sum_{k=1}^M |h_k^p (h_i^s)^*|^2 P_k^p \delta_k^p}{|h_i^s|^4 P_i^s \delta_i^s} + \frac{\gamma_i \delta_i^s |h_i^s|^2 \sigma_{n,i}^2}{|h_i^s|^4 P_i^s \delta_i^s} \leq 1, \quad (4.29)$$

$$\frac{1}{I_{\max, m} \delta_m^p} \sum_{i=1}^N P_i^s |h_{mi}^s (h_{mm}^p)^*|^2 \delta_i^s \delta_m^p \leq 1,$$

$$0 \leq P_i^s P_{\max}^{-1} \leq 1,$$

$$0 < \delta_i^s, \delta_i^p \leq 1,$$

$$i, j = 1, 2, \dots, N, m = 1, 2, \dots, M.$$

Bu problemin çözümü için geliştirilen algoritmalar sıradaki başlıkta incelenmiştir.

4.2.2.4 Çözüm İçin Geliştirilen Algoritmalar

Algoritma-1, Kullanıcı Sayısını Adım Adım Arttırma

4.1.1.4'de verilen algoritma, 3. ve 4. adımlarda verilen denklem isimlerinin "(4.26)" ve "(4.29)" olarak kullanılmasıyla, aynen uygulanabilmektedir.

Algoritma-2, GP Problemini Özyineli Olarak Çözme

4.1.1.4'de verilen algoritma, 3. ve 4. adımlarda verilen denklem isimlerinin "(4.26)" ve "(4.29)" olarak kullanılmasıyla, aynen uygulanabilmektedir.

5. BENZETİM SONUÇLARI

Bu bölümde, Bölüm 4'te ifade edilen problemler ve bu problemlere önerilen yöntemler ile ilgili benzetim çalışmalarına yer verilmektedir. Tüm benzetimler Matlab geliştirme ortamında gerçekleştirilmiştir. Bölüm 4'te sıkça geçen GP problemlerin Matlab üzerinde tanımlanması ve çözümü için ise bir Matlab araç kutusu olarak geliştirilen GGPLAB¹ kullanılmıştır. Bu araç kutusu özetle, kendi standartlarına uygun olarak tanımlanan bir GP problemini, olurlu bir çözüm varsa çözmekte, aksi takdirde de çözüme ulaşamayacağını bildirmektedir.

Geliştirilen algoritmaların başarımları, farklı ortam koşullarına sahip çok sayıda senaryo ile denenerek ölçülmüştür. Benzetimlerdeki istatistiksel hatayı azaltmak için, bu bölümde yer alan tüm çalışmalar 100'er adet birbirinden bağımsız senaryo ile tekrar edilmiş ve buradan çıkan sonuçların ortalaması, ilgili çalışmanın sonucu olarak teze aktarılmıştır.

Geliştirilen algoritmaların eniyi sonuca oranla başarımlarını ölçmek için, bir senaryo üzerinde öncelikle kaba kuvvet yöntemiyle eniyi sonucun ne olduğu hesaplanmış, daha sonra da bu eniyi değer geliştirilen algoritmaların verdikleri sonuçlar ile karşılaştırılmıştır. Kaba kuvvet yöntemi uyarınca, ilgili senaryodaki olası tüm $\bar{\delta}$ kombinasyonları teker teker denenerek, bu değerlerin karşılığı olarak olurlu bir çıkış gücü değerine sahip kombinasyonlar arasından en yüksek kullanıcı sayısını veren kombinasyon "eniyi" sonuç olarak değerlendirilmiştir.

Benzetimlerde iki farklı senaryo incelenmiştir. Birincisinde N çiftin bulunduğu bir tasarsız ağda haberleşebilen çift sayısı enbüyütülürken, ikinci senaryoda bu ağa birincil düğümler eklenerek bir bilişsel ağ göz önüne alınacak ve bu ağdaki ikincil kullanıcı çiftleri için haberleşebilen çift sayısı enbüyütülecektir.

Benzetimlerde incelenecek parametreler; kullanıcı çifti sayısı N , kullanıcıların en düşük SINR gereksinimleri γ_{\min} , vericilerin izin verilen en yüksek çıkış gücü P_{\max} , alıcılara etki eden gürültünün gücü $\sigma_{n,i}^2$, Algoritma-1 için eşik değer ε , Algoritma-2 için tek bir problemin çözümünde gerçekleştirilebilecek enyüksek yineleme sayısı β_{\max} , yine Algoritma-2 için ardışık iki yineleme arasında izin verilen en büyük komşuluk miktarı θ , bilişsel ağlar için birincil kullanıcı çiftlerinin sayısı M , bu kullanıcıların

¹<http://www.stanford.edu/boyd/ggplab/>

en yüksek çıkış güçleri P_{\max_PU} ve birincil kullanıcılara ikincil kullanıcılardan gelen hoşgörebilecekleri en yüksek girişim değeri I_{\max} 'dir.

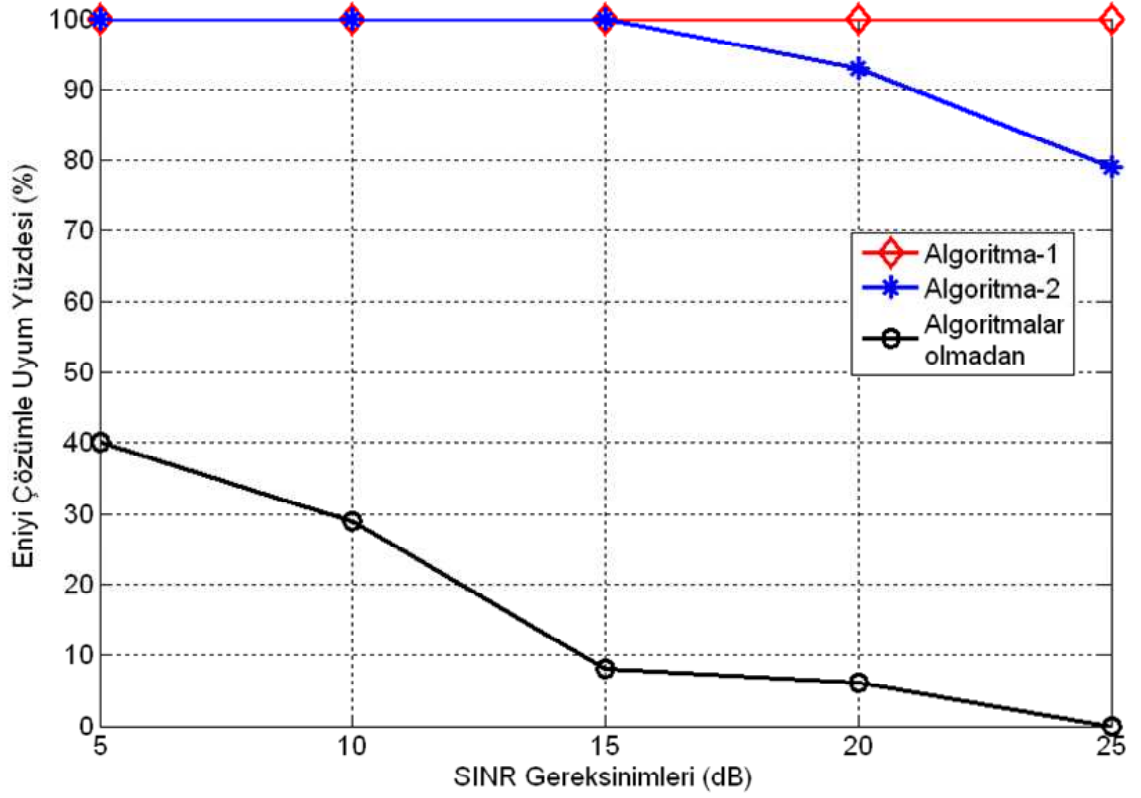
Bölüm 4'te elde edilen sonuçlar gözönünde bulundurulduğunda, ağ sisteminin tasarsız veya hücresele olmasının matematiksel olarak özdeş olması nedeniyle, bu farkın geliştirilen algoritmaların başarımları üzerinde önemli bir etki yaratmayacağı düşünülmüş ve bu bölümde yer alan tüm benzetim çalışmalarında N adet kullanıcı çiftinden oluşan tasarsız ağlar kullanılmıştır. Elde edilen sonuçlar hücresele ağlara doğrudan uyarlanabilir.

Benzetim çalışmalarında kullanılan tüm senaryolarda, N adet kullanıcı çiftinin aralarındaki tüm kanal katsayıları ortalama değeri sıfır, değışintisi bir olacak şekilde birbiçimli (uniform) olarak rasgele seçilmiştir. Tüm alıcıların SINR gereksinimlerinin ve bu alıcılara etki eden gürültü güçlerinin birbirine eşit olduğu varsayılmıştır ($\gamma_{\min,i} = \gamma_{\min,j}$ ve $\sigma_{n,i}^2 = \sigma_{n,j}^2, \forall i, j$). Yapılan benzetimler sonucunda; Algoritma-1'de kullanılan eşik değeri için $\varepsilon = 0.1$, Algoritma-2'nin en büyük komşuluk miktarı için $\theta = 0.01$ ve enyüksek yineleme sayısı için $\beta_{\max} = 5$ değeri seçilmesi durumunda, algoritmaların kaba kuvvet yöntemiyle elde edilen sonuçları yakalayabilme anlamında en başarılı sonuçları verdiği gözlenmiş ve tezde yer alan tüm benzetimler bu değeri ile gerçekleştirilmiştir.

5.1 Algoritma-1 ve Algoritma-2'nin Birbirleriyle Karşılaştırılması

Bölüm 4.1.1.4'te verilen algoritmaların başarımlarının birbirleriyle kıyaslanması Şekil 5.1'de verilmiştir. Grafiğin dikey ekseninde, sözkonusu algoritmaların çıktılarının kaba kuvvet algoritmasının çıktısına uyma yüzdesi verilmiştir. Bir başka deyişle bu değeri, her 100 adet bağımsız senaryonun kaçında, önerilen yöntemler ile elde edilen sonuçların kaba kuvvet yöntemiyle elde edilen "eniye" sonuçla aynı olduğunu ifade etmektedir. Bu grafikte ayrıca, herhangi bir algoritma kullanılmadan, sadece (4.8)'de verilen dönüştürülmüş problemin bir kere çözümlenmesi ile elde edilen sonucun kaba kuvvet algoritmasından elde edilen sonuca uyma yüzdesi de verilmiştir.

Grafiğe göre, aynı koşullar altında Algoritma-1'in Algoritma-2'ye kıyasla, küçük bir farkla da olsa daha başarılı sonuçlar verdiği gözlenmektedir. Bu sonucu doğuran temel sebep, Algoritma-2'nin orijinal problemi değil de bu problemin bir alt sınırını enbüyütmeye çalışıyor olmasıdır. Oysa ki kaba kuvvet ile elde edilen sonuç, orijinal

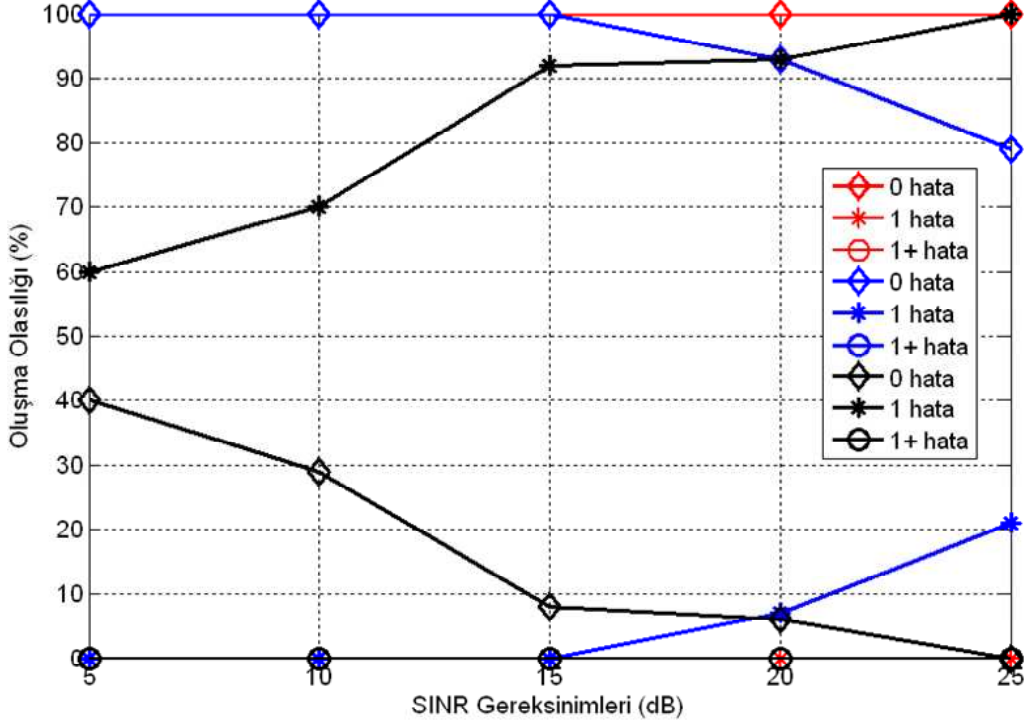


Şekil 5.1. Farklı SINR gereksinimleri için önerilen yöntemlerin başarımları ($N = 3$, $P_{\max} = 1 W$, $\sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)

problem için eniyi sonuçtur. Sonuç olarak da, bazı durumlarda, sözkonusu alt sınırı enbüyüten Algoritma-2'den elde edilen sonuçlar ile orijinal problemin çözümünden elde edilen sonuçlar uyuşmamaktadır. Algoritma-1 ise, her ne kadar başlangıçta aynı altsınırı enbüyütmeye çalışsa da, daha sonra küçük çaplı bir kaba kuvvet yaklaşımını güttüğü için, daha iyi sonuç verebilecek diğer olasılıklar üzerinde denemeler yaparak eniyi sonuca daha büyük bir yüzdeyle ulaşabilmektedir. Yine de, bu iki grafik arasındaki farkın küçük olması, altsınır ile orijinal maliyet işlevi arasındaki farkın gerçekten de küçük olduğunun farklı bir göstergesidir.

Bu grafikten ayrıca, geliştirilen algoritmaların genel başarımlar üzerinde ne derece önemli bir etki yarattığı da görülebilmektedir. Grafik incelendiğinde, herhangi bir algoritma kullanılmadan sadece (4.8)'de verilen dönüştürülmüş problemin çözülmesi ile elde edilen başarımların, her iki algoritmanın da kullanımı ile elde edilen başarımlara kıyasla oldukça düşük olduğu gözlenmektedir. Bu sonuç da, tezde önerilen üç adımlı dönüşümün tek başına (algoritmalar olmadan) kullanılması yerine, geliştiril-

len algoritmalarından birisi ile birlikte kullanılmasının, çözüme büyük bir karmaşıklık getirmeden genel başarımlar üzerinde önemli bir kazanç doğuracağı şeklinde yorumlanabilir.

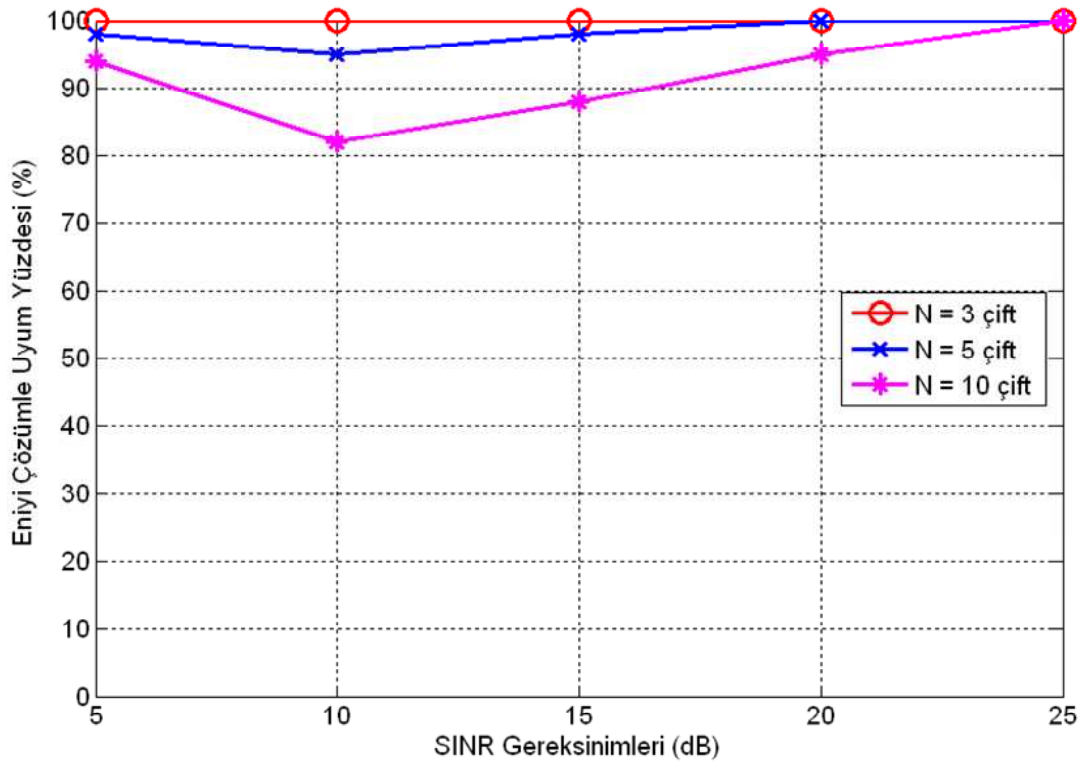


Şekil 5.2. Geliştirilen yöntemlerin hata "miktarlarının" ölçülmesi ($N = 3$, $P_{\max} = 1 W$, $\sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)

Şekil 5.2'de de yine Şekil 5.1'de verilen durum için, bu kez algoritmaların eniyi sonuçtan sapma miktarları hesaplanmıştır. Böylelikle de, geliştirilen algoritmanın eniyi sonucu yakalayamadığı durumlarda yaptığı hatanın büyüklüğü (kaç kullanıcı çifti) ölçülmeye çalışılmıştır. Elde edilen grafiklerdeki, kırmızı renkli işaretler ile çizilen sonuçlar Algoritma-1'e, mavi renkli işaretler ile çizilenler Algoritma-2'ye ve siyah renkli işaretler ile çizilenler ise hiçbir algoritma kullanılmadan sadece (4.8)'de verilen dönüştürülmüş problemin çözülmesi ile elde edilen sonuçlara aittir. Bu üç yöntemin başarımları şu parametrelerle ölçülmüştür: 0-hata (önerilen yöntemin eniyi sonucu yakalayabildiği durumlar), 1-hata (önerilen yöntemin eniyi sonuca kıyasla sadece bir kullanıcı çifti hatalı bulunduğu sonuçlar) ve 1+-hata (birden fazla sayıda hatalı durum). Bu grafikler incelendiğinde, geliştirilen algoritmaların çoğu durumda %100'e yakın başarımlar sağladığı görülmektedir. Bu sonuç da kuşkusuz, algoritmaların eniyi sonuca ulaşmakta gösterdiği başarıyı pekiştirmektedir. Hata yapılan durumlar ince-

lendiğinde ise, en düşük başarıma (0 hata oranına) ulaşılan noktalarda dahi, eniyi sonuçtan sadece bir kullanıcı çifti sapıldığı görülmektedir. Önerilen yöntemin eniyi-altı olmasına rağmen, elde edilen bu sonuç eniyiye çok yakın oldukça iyi bir sonuçtur. Bu duruma bir örnek vermek gerekirse, on kullanıcı çiftinden oluşan bir senaryoda, eniyi sonuç olarak ağ tarafından sekiz kullanıcı çiftine hizmet verilebilecekken, Algoritma-2 ile bulunan sonuç, en kötü ihtimalle, yedi kullanıcı çiftini işaret edecektir.

5.2 Kullanıcı Sayısının Eniyi Çözümle Uyum Yüzdesine Etkisi



Şekil 5.3. Kullanıcı sayısının eniyi çözümle uyum yüzdesine etkisi ($P_{\max} = 1 W$, $\sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)

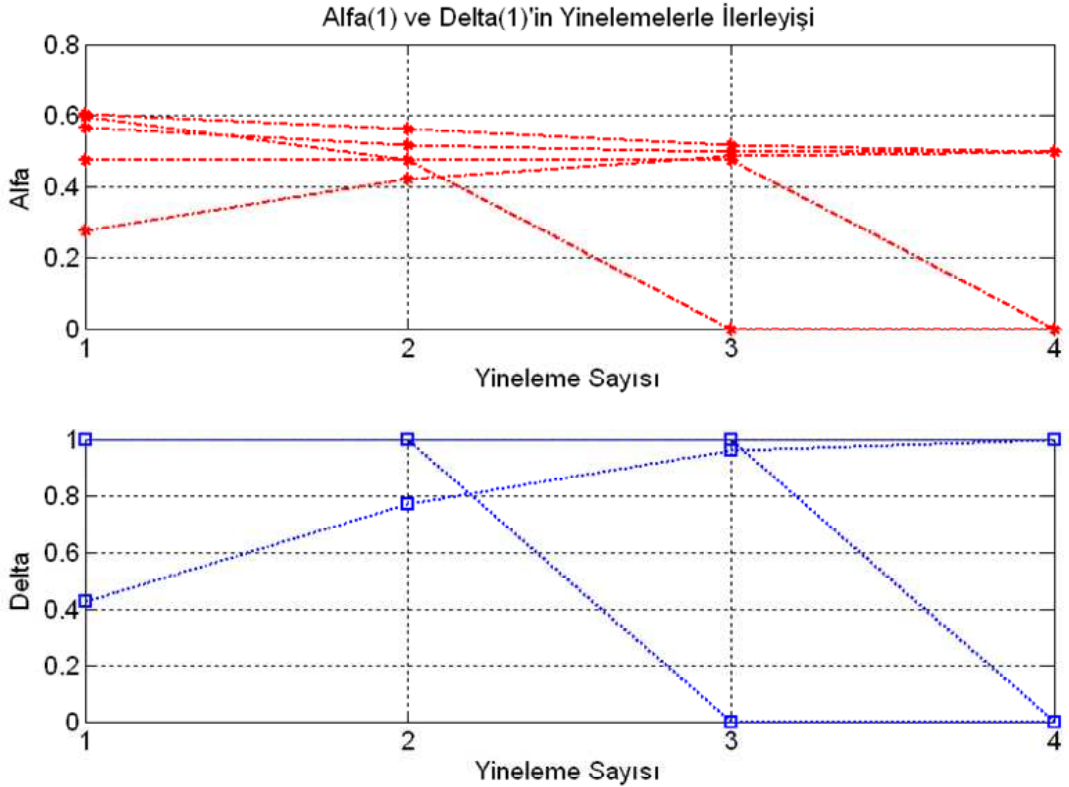
Şekil 5.3'te verilen çalışmada, kullanıcı çifti sayısının algoritmanın² eniyi sonucu yakalama başarımı üzerindeki etkisi incelenmiştir. Verilen şekil incelendiğinde, kullanıcı çifti sayısındaki artışın algoritmanın başarımında kabul edilebilir de olsa bir düşüşe sebep olduğu görülebilmektedir. Ancak, eniyi sonuçtan sapma miktarının, Şekil 5.2'de incelendiği gibi, en kötü durumlarda dahi çoğunlukla 1-çift olmasından

²Her iki algoritmanın Şekil 5.1'den görüldüğü gibi birbirine yakın sonuçlar vermesi sebebiyle, buradan sonraki çalışmalarda -özel olarak belirtilmediği sürece- temsili olarak sadece Algoritma-1 kullanılmıştır.

hareketle, algoritmanın artan kullanıcı sayısı ile daha sık da hata yapsa, yaptığı bu hataların etkisinin makul ve kabul edilebilir düzeyde olacağını söylemek yanlış olmayacaktır.

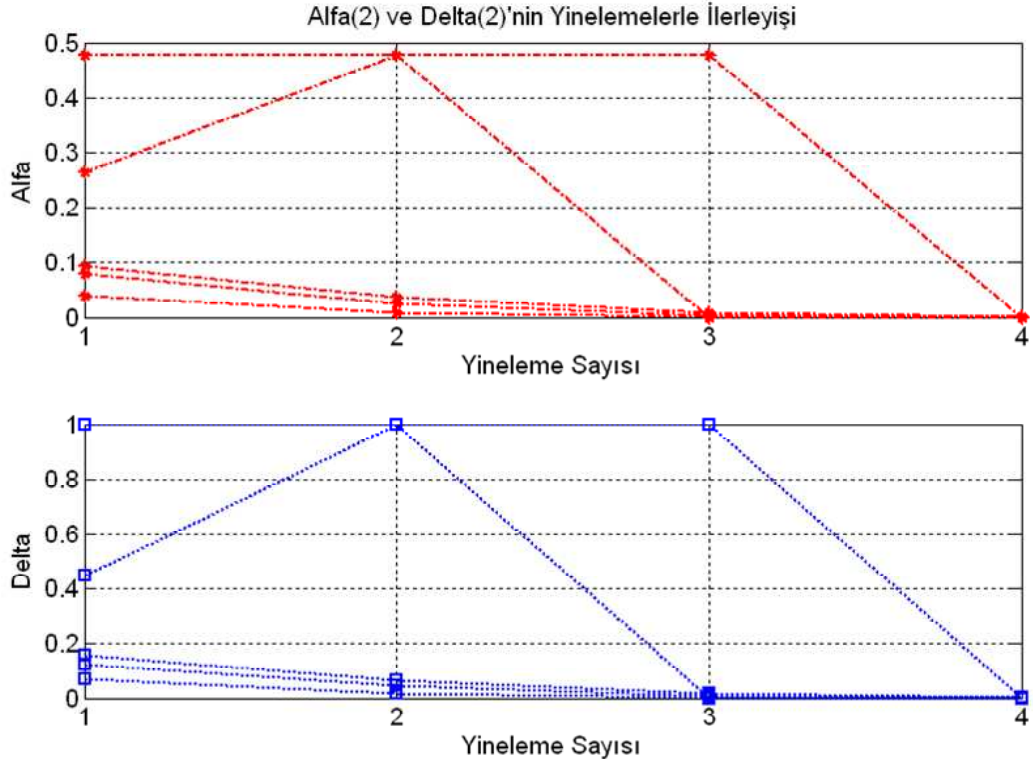
Geliştirilen algoritmaların başarımlarının ölçülmesi için kullanılan kaba kuvvet algoritmasının çalışması için, tüm $\bar{\delta}$ kombinasyonlarını tek tek tarama ihtiyacı bulunduğundan, artan kullanıcı sayısı ile bu yaklaşımın gerçekleştirilmesi için ihtiyaç duyulan zaman arasında üstel bir ilişki vardır. Bu durumdan ötürü, buraya kadar yapılan benzetim çalışmalarında en fazla $N = 10$ adet kullanıcı çifti kullanılabilmiştir.

5.3 Problemin Çokdoruğu Yapısı



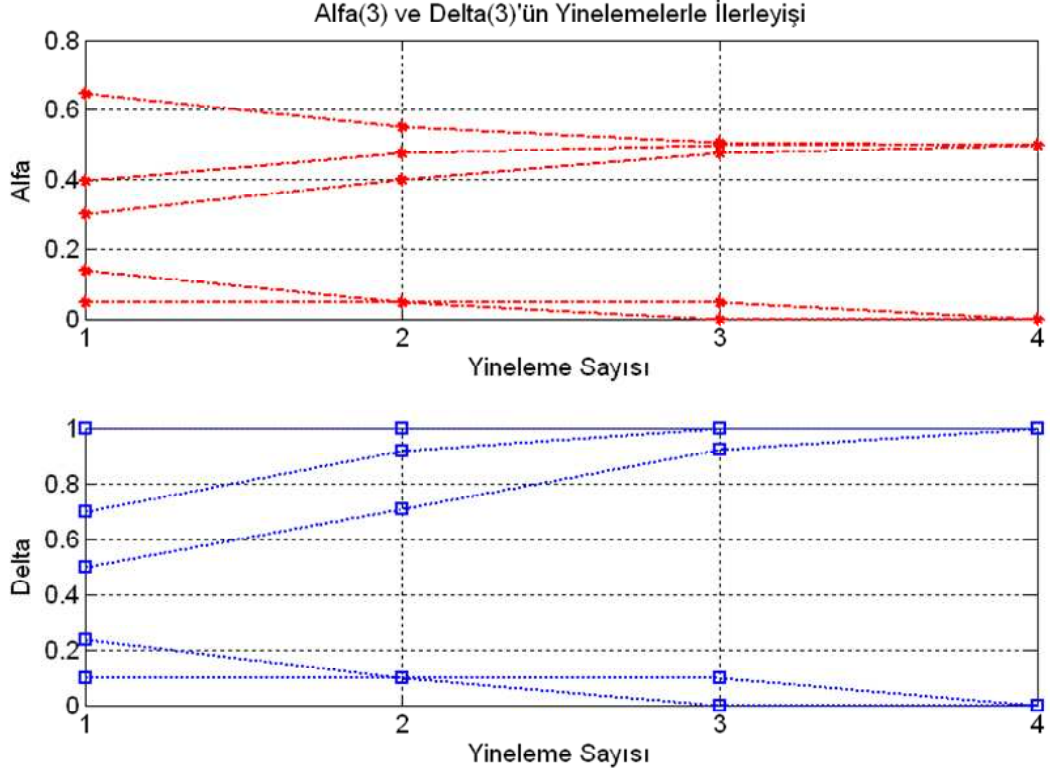
Şekil 5.4. Alfa(1) ve Delta(1)'in yinelemelerle ilerleyişi ($N = 3$, $P_{\max} = 1$ W, $\gamma_{\min} = 10$ dB, $\sigma_{n,i}^2 = 1$ μ W)

Şekil 5.4, Şekil 5.5, Şekil 5.6'da verilen çalışmalarda, Algoritma-2'nin kullanımıyla üç kullanıcı çiftinden oluşan bir senaryo üzerinde, beş adet farklı $\bar{\alpha} = [\alpha_1 \alpha_2 \alpha_3]^T$ ilklendirmesi yapılarak, algoritmanın ulaşacağı sonuçların (alfa ve delta) değişip değişmeyeceğinin görülmesi amaçlanmıştır. Farklı ilk noktalardan başlatılan bir algoritma, eğer farklı değerlerde sonlanabiliyorsa, bu durum ortadaki problemin yüze-



Şekil 5.5. Alfa(2) ve Delta(2)'in yinelemelerle ilerleyişi ($N = 3$, $P_{\max} = 1 W$, $\gamma_{\min} = 10 dB$, $\sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)

yinin çokdoruksu olduğunu göstereceğinden, buradaki çalışmanın hedefi de çözülmek istenen eniyileme probleminin yüzeyinin çokdoruksu olduğu bilgisinin pekiştirilmesidir. Bu çalışmada, algoritmanın tüm yinelemeleri boyunca alfa ve delta değerlerini nasıl güncellediği ve sonuç olarak hangi değerlere ulaştığı görülmektedir. Birinci ve üçüncü kullanıcı çiftlerinin alfa ve delta değerlerinin değişimini gösteren Şekil 5.4 ve Şekil 5.6 incelendiğinde, farklı $\bar{\alpha}$ değer kümeleriyle ilklendirilen algoritmanın bu kullanıcı çiftleri için farklı sonuçlara ulaşabildiği görülmektedir. Bu sonuç, beklendiği gibi, problemin çokdoruksu yapısını ortaya koymaktadır. İkinci kullanıcı çifti için çizilen Şekil 5.5'te ise tüm farklı $\bar{\alpha}$ ilklendirmelerine rağmen algoritmanın hep aynı noktada sonlandığı gözlenmiştir. Bu durumun sebebi, kullanılan senaryoda bu kullanıcı çifti için verilen kararın farklı $\bar{\alpha}$ seçimleriyle değişmeyecek kadar aşikar olmasıdır.

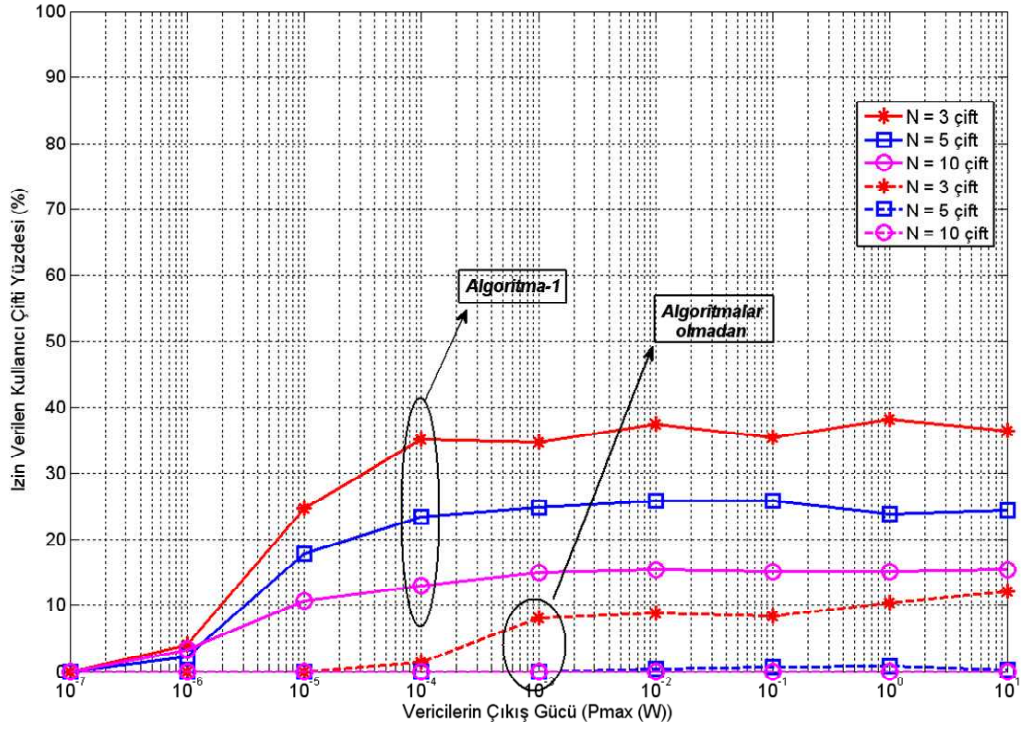


Şekil 5.6. Alfa(3) ve Delta(3)'in yinelemelerle ilerleyişi ($N = 3$, $P_{\max} = 1 W$, $\gamma_{\min} = 10$ dB, $\sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)

5.4 Vericilerin En Yüksek Çıkış Gücünün İzin Verilen Kullanıcı Sayısına Etkisi

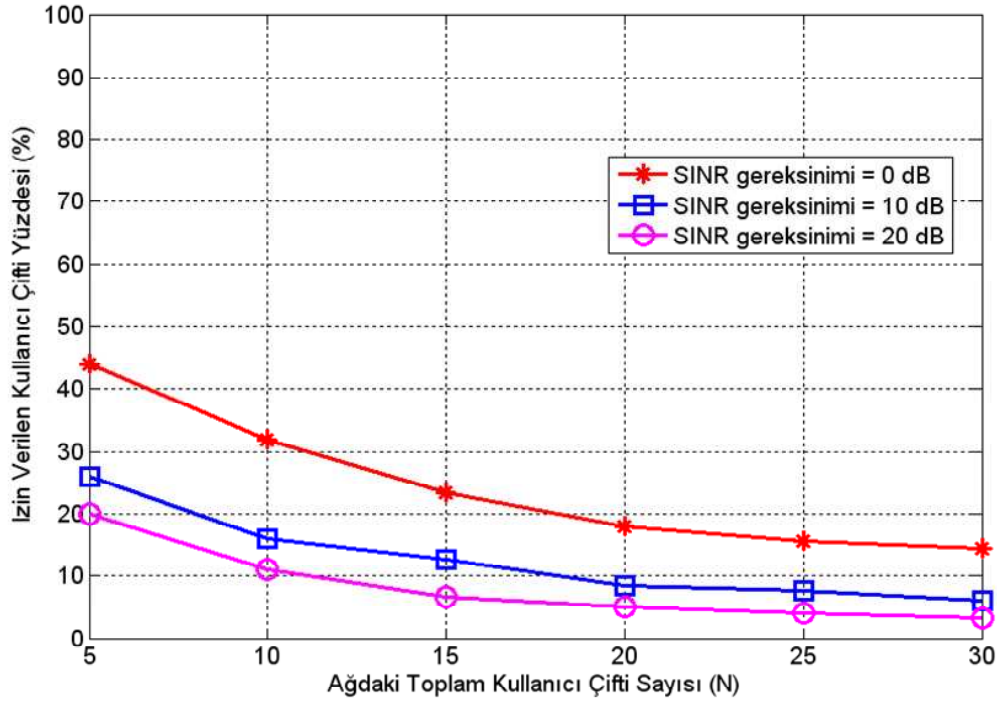
Şekil 5.7'de verilen çalışmada, vericilere izin verilen en yüksek çıkış gücü değerinin, ağdan hizmet alabilecek kullanıcı çifti sayısı üzerinde yaratacağı etki incelenmiştir. Grafiğin dikey eksenini, çözüm sonucunda hesaplanan, ağdan faydalanmasına izin verilecek kullanıcı çifti adedinin tüm kullanıcıların sayısına yüzdesel oranını ifade etmektedir. Şekilden görüldüğü gibi, çıkış gücünün üst limiti olarak sıfıra çok yakın bir değerin seçilmesiyle ağdan neredeyse hiçbir kullanıcı faydalanamazken, bu limitin artırılması ile ağdan faydalanabilecek kullanıcı sayısında da artış yaşanmaktadır. Bu limit değerinin daha da artırılması ile 4.3'te verilen problemin çıkış gücüyle ilgili kısıtının öncelikle rahatladığı, daha sonra da tamamen ortadan kalktığı gözlenmektedir. Bu son durumda izin verilen kullanıcı çifti yüzdesinde herhangi bir değişikliğin olmadığı görülmektedir.

Şekil 5.7'de ayrıca, aynı senaryo için tezde geliştirilen algoritmalarından hiçbirini kullanılmadan, sadece (4.8)'de verilen dönüştürülmüş problemin çözülmesi ile elde



Şekil 5.7. Vericilerin En Yüksek Çıkış Gücünün İzin Verilen Kullanıcı Sayısına Etkisi ($N = 3, 5, 10$, $\gamma_{\min} = 10 \text{ dB}$, $\sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)

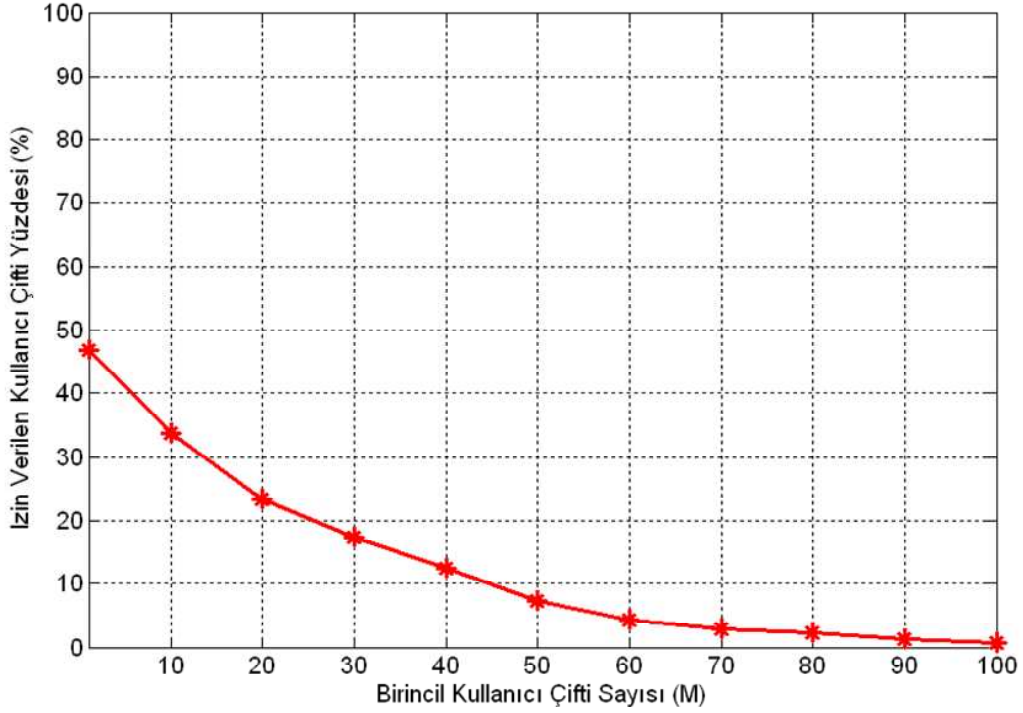
edilen başarımlar da incelenmiştir. Şekilde kesikli çizgilerle yer alan bu grafiklerden görüldüğü gibi, algoritmalar olmadan elde edilen başarımlar, algoritmaların kullanımıyla elde edilen başarımlara kıyasla oldukça düşük seviyelerdedir. Örnek olarak, $N = 3$ ve $P_{max} = 10^{-3} W$ olduğu senaryoda Algoritma-1 ile ağdaki kullanıcıların %35'ine hizmet verilebilirken, algoritmalar kullanılmadan elde edilen değer yaklaşık olarak %8 seviyesindedir. Buradan çıkarılabilecek sonuç, her ne kadar geliştirilen algoritmaların kullanımıyla çözüm üzerinde belirli bir işlem çokluğu oluşturulacak olsa da, bunun karşılığı olarak başarımlar seviyesinde elde edilecek artışın önemli miktarlarda olduğudur. Bu bağlamda, özellikle yüksek başarımlara ihtiyaç duyulan uygulamalar için, tezde önerilen üç adımlı dönüşüm ile birlikte geliştirilen algoritmaların da kullanılmasında iyi bir tercih olabilir.



Şekil 5.8. Ortamdaki toplam kullanıcı sayısının izin verilen kullanıcı sayısına etkisi ($P_{\max} = 1 W$, $\gamma_{\min} = 0, 10, 20 dB$, $\sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$)

5.5 Ortamdaki Toplam Kullanıcı Sayısının İzin Verilen Kullanıcı Sayısına Etkisi

Şekil 5.8'de verilen çalışmada, kablosuz ortamda bulunan toplam kullanıcı çifti sayısının, ağdan hizmet alabilecek kullanıcı çifti sayısı üzerindeki etkisi incelenmiştir. Az sayıda kullanıcı çiftinin bulunduğu bir ortamda, herhangi bir vericiden gönderilen bir sinyalin, kendi alıcısı haricindeki diğer alıcılarda oluşturacağı toplam girişim miktarı da az olacaktır. Fazla sayıda kullanıcı çiftinin bulunduğu bir ağda ise, meydana gelebilecek ekstra girişimden dolayı bir kullanıcının ağdan faydalanmasında kısıtlayıcı rol oynayabilecek daha fazla alıcı bulunacaktır. Bu sebeple de, ortamda bulunan kullanıcı sayısının artmasıyla toplam kullanıcı sayısına oranla ağdan faydalanmasına izin verilen kullanıcı sayısında "oransal" bir düşüş beklenmesi yanlış olmayacaktır. Şekilde görülen sonuçlar da bu fikirleri destekler niteliktedir.



Şekil 5.9. Birincil kullanıcı çifti sayısının etkisi ($N = 5$, $P_{\max} = 20 W$, $\gamma_{\min} = 0 dB$, $\sigma_{n,i}^2 = 1 \mu W$, $I_{\max} = 4 W$)

5.6 Bir Bilişsel Ağdaki Birincil Kullanıcı Sayısının İzin Verilen Kullanıcı Sayısına Etkisi

Şekil 5.9'da verilen çalışmada, birincil ve ikincil kullanıcı çiftlerinin bulunduğu bir bilişsel ağda, birincil kullanıcıların sayısının ikincil kullanıcıların ağdan faydalanmaları üzerindeki etkisi incelenmiştir. Şekilden, birincil kullanıcı sayısının artırılması ile giderek daha düşük sayıda ikincil kullanıcının ağdan faydalanabilmekte olduğu görülmektedir. Daha önceden de belirtildiği gibi, bilişsel ağlarda ikincil kullanıcıların temel çalışma prensibi, birincil kullanıcıların başarımlarında olumsuz bir etkiye yol açmamaları temeline dayanmaktadır. Buradan hareketle grafikteki bu düşüşün temel sebebi, artan birincil kullanıcı sayısı ile birlikte, ikincil kullanıcıların bu kullanıcılardan herhangi birine izin verilenden fazla miktarda girişim yaratma olasılığının artmasıdır. İkinci bir sebep de, artan birincil kullanıcı sayısı ile birlikte bu kullanıcılardan ikincil kullanıcılara etki eden girişim miktarlarının artış göstermesi ile ikincil kullanıcıların çalışma koşullarının zorlaşmasıdır. Birincil kullanıcılardan kaynaklı bu iki kısıtın, artan birincil kullanıcı sayısı ile birlikte problem üzerinde

giderek daha baskın bir rol alması ile, ađın birincil kullanıcıları korumak adına ikincil kullanıcılara karşı daha konservatif bir tutum sergileyeceđi gerçeđi bu sonuçlar ile dođrulanmaktadır.

6. SONUÇ

İletişim sistemlerinde, ister ağ ister kullanıcı temelli olsun, tüm kaynaklar genellikle sınırlı miktardadır. Bu gerçeğe rağmen, ağ tarafından servis edilen kullanıcı sayısının enbüyütülmesi problemi, özellikle hizmet niteliği eşit olan kullanıcılardan oluşan homojen ağlar için son derece anlamlı bir problemdir. Ağdaki kaynakların tüm kullanıcıların ihtiyaçlarına cevap veremeyeceği durumlarda, giriş denetimi mekanizmasının kullanılmasıyla hangi kullanıcıların ağdan faydalanabileceği belirlenebilmektedir.

Bu tezde, ağ tarafından desteklenen kullanıcı sayısının enbüyütülmesi problemi incelenmiştir. Bunu yaparken, desteklenen kullanıcıların hizmet niteliği gereksinimlerinin karşılanması ve vericilerin çıkış güçlerinin fiziksel üst limitlerinin varlığı, problemin kısıtları olarak ele alınmıştır.

Söz konusu bu problem için eniyi-altı bir çözüm önerilmiştir. Bu çözüm kapsamında ilk olarak problemin matematiksel tanımı verilmiş, sonrasında ise gerek literatürden gerekse özgün birtakım yöntemlerin kullanılmasıyla problemin geometrik programlama ile makul bir şekilde çözülebilir hale dönüştürülmesi sağlanmıştır. Bu yeni haliyle problemin etkin bir biçimde çözülebilmesi için, eniyi çözümü veren kaba kuvvet algoritmasına kıyasla oldukça düşük karmaşıklığa sahip iki adet algoritma geliştirilmiştir.

Bu algoritmalar ile yapılan benzetim çalışmalarından elde edilen sonuçlar incelendiğinde, zamanın çok büyük çoğunluğunda (% 100'e yakın başarımla) kaba kuvvet yaklaşımının vereceği eniyi sonucun yakalanmakta olduğu, bu sonuçtan daha kötü sonuçların elde edildiği durumlarda ise yapılan hatanın sadece bir kullanıcı çifti ile sınırlı olduğu görülmüştür. Bu noktada, eniyi sonuçtan sadece bir kullanıcı çifti eksik bir sonuca ulaşmanın, eniyi-altı bir algoritmadan beklenebilecek oldukça iyi bir sonuç olduğunun altı çizilmelidir. Buradan da hareketle, tezde önerilen yöntemlerin başarımlarının ileriki çalışmalar için umut vaat edici düzeyde olduğu düşünülmektedir.

Söz konusu problemin bulunduğu çok boyutlu uzaydaki yapısı, yapılan benzetimlerle incelenmiş ve problemin tahmin edildiği gibi çokdoruksü bir yüzeye sahip olduğu tespit edilmiştir. Buradan çıkarılan temel sonuç, algoritmaların başarımlarındaki en önemli tasarım kriterlerinden birisinin, algoritmanın ardışık yinelemeleri arasındaki

geçişlerin nasıl yapılacağını belirleyen fonksiyonun seçimi olduğudur. Bu seçimin akıllıca yapılmadığı durumlarda, geliştirilecek algoritmanın ne kadar çalışırsa çalışsın, problemin çokdoruksuz yüzeyindeki yerel eniyilerden birisine takılma ihtimali oldukça artacaktır.

Problemin sahip olduğu kısıtların çözüm üzerindeki etkileri de yapılan benzetimler ile incelenmiş ve kısıtların sıkılaştığı noktalarda, beklendiği gibi, daha kısıtlı sayıda kullanıcı çiftinin desteklenebildiği gözlenmiştir. Kısıtların rahatlatıldığı durumlarda ise, bu vaziyet beklenildiği gibi tersine dönerek, daha fazla sayıda kullanıcı çiftinin ağdan hizmet alabildiği gözlenmiştir.

Sonuç olarak, bu çalışmanın, kablosuz ağlar konusundaki birçok problemin çözümünde çerçeve yapı oluşturmaya önemli bir aday olduğu vurgulanmak istenmektedir. Bu fikir, tezde önerilen çözümlerin, bilişsel ağlar üzerinde de kendisine uygulama alanı bulması ile güçlü bir şekilde desteklenmektedir. Bir bilişsel ağ sisteminde bulunan ikincil kullanıcılardan en çok kaçınının birincil kullanıcılara hoşgörülebilir miktarda girişim yaratarak desteklenebileceği problemine, tezde önerilen yöntem kolayca adapte edilebilmiş ve sonuç olarak elde edilen değerlerin sezgisel sonuçlarla örtüştüğü görülmüştür.

Bu ve bunun gibi problemlerin etkin yöntemlerle çözülmesi sonucunda, kaynakların verimli kullanılmasından doğacak tasarrufların daha gelişmiş sistemlerin tasarlanması ve hayata geçirilmesi için motivasyon sağlaması muhtemeldir.

Tezle ilgili ileriki hedeflerden ilki olarak, çok kanallı sistemler için benzer çözümlerin geliştirilmesi gösterilebilir. Bu bağlamda, kullanıcılara hem eniyi kanalın hem de eniyi güç tahsisinin yapılması ile bu tezde önerilen çözümün bir basamak daha geliştirilmesi mümkün olacaktır. Böyle bir çalışma için OFDMA sisteminin kullanımının avantajları olabilir.

Bir diğer ileriki hedef olarak, kullanıcılar arasında denkserlik (fairness) yaklaşımının benimsenmesi ile ağdan faydalanma anlamında eşitlikçi ve işbirlikçi yöntemlerin sürece dahil edilmesi gösterilebilir.

KAYNAKLAR DİZİNİ

- [1] J. Zander, "Performance of optimum transmitter power control in cellular radiosystems," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 41, no. 1, pp. 57–62, 1992.
- [2] G.J. Foschini and Z. Miljanic, "A simple distributed autonomous power control algorithm and its convergence," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 42, no. 4, pp. 641–646, 1993.
- [3] S.A. Grandhi, R. Vijayan, and D.J. Goodman, "Distributed power control in cellular radio systems," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 42, no. 234 Part 1, pp. 226–228, 1994.
- [4] S.A. Grandhi and J. Zander, "Constrained power control in cellular radio systems," *IEEE 44th Vehicular Technology Conference*, 1994, pp. 824–828.
- [5] R.D. Yates, "A Framework for Uplink Power Cellular Radio Systems," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 13, no. 7, pp. 1341, 1995.
- [6] R. Jantti and S.L. Kim, "Second-order power control with asymptotically fast convergence," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, no. 3, pp. 447–457, 2000.
- [7] C.W. Sung and K.K. Leung, "A generalized framework for distributed power control in wireless networks," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 51, no. 7, pp. 2625–2635, 2005.
- [8] M. Xiao, N.B. Shroff, and E.K.P. Chong, "A utility-based power-control scheme in wireless cellular systems," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 11, no. 2, pp. 210–221, 2003.
- [9] L. Qian, Y.J.A. Zhang, and J. Huang, "MAPEL: Achieving global optimality for a non-convex wireless power control problem," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 8, no. 3, pp. 1553–1563, 2009.

- [10] M. Chiang, C.W. Tan, D.P. Palomar, D. O'Neill, and D. Julian, "Power control by geometric programming," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 6, no. 7, pp. 2640–2651, 2007.
- [11] E. Seneta, *Non-negative matrices and Markov chains*, Springer, 1981.
- [12] F.R. Gantmakher, *The theory of matrices*, Chelsea Pub Co.
- [13] A.T. Hoang and Y.C. Liang, "Downlink channel assignment and power control for cognitive radio networks," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 7, no. 8, pp. 3106–3117, August 2008.
- [14] A. Goldsmith, *Wireless communications*, Cambridge University Press, 2005.
- [15] D. Julian, M. Chiang, D. O'Neill, and S. Boyd, "QoS and fairness constrained convex optimization of resource allocation for wireless cellular and ad hoc networks," *IEEE INFOCOM 2002. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings*, 2002, vol. 2.
- [16] N. Bambos, S.C. Chen, and G.J. Pottie, "Channel access algorithms with active link protection for wireless communication networks with power control," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 8, no. 5, pp. 583–597, 2000.
- [17] M. Andersin, Z. Rosberg, and J. Zander, "Gradual removals in cellular PCS with constrained power control and noise," *Wireless Networks*, vol. 2, no. 1, pp. 27–43, 1996.
- [18] M. Rasti, A.R. Sharafat, and J. Zander, "Improved distributed power control algorithms with gradual removal in wireless networks," *14th European Wireless Conference*, 2008, pp. 1–5.
- [19] M. Andersin, "Power control and admission control in cellular radio systems," *Ph.D. Dissertation, Royal Institute of Technology (KTH), Sweden*, 1996.

- [20] F. Berggren, R. Jantti, and S.L. Kim, "A generalized algorithm for constrained power control with capability of temporary removal," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 50, no. 6, pp. 1604–1612, 2001.
- [21] A. Behzad and I. Rubin, "Multiple access protocol for power-controlled wireless access nets," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, pp. 307–316, 2004.
- [22] M.M. Halldórsson and J. Radhakrishnan, "Greed is good: Approximating independent sets in sparse and bounded-degree graphs," *Algorithmica*, vol. 18, no. 1, pp. 145–163, 1997.
- [23] T. ElBatt and A. Ephremides, "Joint scheduling and power control for wireless ad-hoc networks," *IEEE INFOCOM 2002. Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings*, 2002, vol. 2.
- [24] M. Aboelaze, A. Elnaggar, and M. Musleh, "A priority based call admission control protocol with call degradation for cellular networks," *1st International Symposium on Wireless Communication Systems*, 2004, pp. 71–75.
- [25] P. Demestichas, G. Dimitrakopoulos, J. Strassner, and D. Bourse, "Introducing reconfigurability and cognitive networks concepts in the wireless world," *IEEE Vehicular Technology Magazine*, vol. 1, no. 2, pp. 32–39, 2006.
- [26] FCC, "Spectrum policy task force report, fcc 02-155," Nov. 2002.
- [27] S. Haykin, "Cognitive radio: brain-empowered wireless communications," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 23, no. 2, pp. 201–220, 2005.
- [28] D. Čabrić, S.M. Mishra, D. Willkomm, R. Brodersen, and A. Wolisz, "A cognitive radio approach for usage of virtual unlicensed spectrum," *14th IST Mobile and Wireless Communications Summit*, 2005.
- [29] M. Hong, J. Kim, H. Kim, and Y. Shin, "An adaptive transmission scheme for cognitive radio systems based on interference temperature model," *5th IEEE Consumer Communications and Networking Conference*, 2008, pp. 69–73.

- [30] G. Kulkarni, S. Adlakha, and M. Srivastava, "Subcarrier allocation and bit loading algorithms for OFDMA-based wireless networks," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, pp. 652–662, 2005.
- [31] S. Boyd, S.J. Kim, L. Vandenberghe, and A. Hassibi, "A tutorial on geometric programming," *Optimization and Engineering*, vol. 8, no. 1, pp. 67–127, 2007.
- [32] S.P. Boyd and L. Vandenberghe, *Convex optimization*, Cambridge University Press, 2004.
- [33] M. Chiang, *Geometric programming for communication systems*, Now Publishers Inc, 2005.
- [34] J.M. Steele, *The Cauchy-Schwarz master class: an introduction to the art of mathematical inequalities*, Cambridge University Press, 2004.

ÖZGEÇMİŞ

Adı Soyadı : MURAT KAAAN ÖZCAN
Doğum Yeri : Rize
Doğum Yılı : 1984
Medeni Hali : Bekar

Eğitim ve Akademik Durumu

Lisans 2002-2006 : Hacettepe Üniversitesi
Elektrik ve Elektronik Mühendisliği Bölümü, ANKARA
Ortaokul-Lise 1996-2002 : Çankaya Milli Piyango Anadolu Lisesi, ANKARA

Yabancı Dil : İngilizce, Almanca

İş Tecrübesi

Şubat 2007 - ... : MilSOFT Yazılım Teknolojileri A.Ş., ANKARA
Sistem/Test Mühendisi