

Enerji Hasadı Yapan Kablosuz Ağlarda Kullanıcı İşbirliđi ve Kaynak Tahsisi

Program Kodu: 1001

Proje No: 113E556

Proje Yürütücüsü:

Doç. Dr. Onur Kaya

Araştırmacı:

Prof. Dr. Şennur Ulukuş

KASIM 2016

İSTANBUL

ÖNSÖZ

Bu proje Işık Üniversitesi Elektrik Elektronik Mühendisliği Bölümü'nde yürütülmüştür. Proje-deki katkıları için öncelikle proje bursiyerleri Nuğman Su ve Berrak Şişman'a, proje yürütücüsü ve araştırmacısının ortak çalışmalarına katkıda bulunan University of Maryland araştırma görevlileri Berk Gürakan ve Ahmed Arafa'ya, sağladığı değerli katkılar için Boğaziçi Üniversitesi öğretim üyesi Doç. Dr. Mutlu Koca'ya, proje boyunca sağlanan lojistik destek ile konferans destekleri için Işık Üniversitesi'ne, ve bu projeyi maddi olarak destekleyen TÜBİTAK'a içten teşekkürlerimizi sunarız.

İçindekiler

GİRİŞ	1
LİTERATÜR ÖZETİ	5
GEREÇ, YÖNTEM VE BULGULAR	11
1 Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalında Gecikme Kısıtlı Veri İşbirliği	11
1.1 Giriş	11
1.2 Kodlama, Kodçözme ve Erişilebilir Veri Hızları	13
1.3 Ulaşılabilir Gönderim Bölgesi ve Eniyi İletim / İşbirliği Planlaması	16
1.4 Tek Taraflı İşbirliği: Çift Yönlü Gauss Rölesi	20
1.5 Benzetim Sonuçları	22
2 Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalında Gecikme Toleranslı Veri İşbirliği	26
2.1 Giriş	26
2.2 Sistem Modeli	27
2.3 Gecikme Kısıtlı İşbirliği	27
2.4 Gecikme Toleranslı Ulaşılabilirlik Senaryosu	28
2.4.1 Mesaj Oluşturma	28
2.4.2 Kodkitabı Oluşturulması	29
2.4.3 Kodlama ve Kodçözme	29
2.4.4 Ulaşılabilir Hızlar	30
2.5 Gönderim Bölgesi Enyükseltme	32
2.6 Benzetim Sonuçları	36
2.7 Sonuç	41
3 Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalında Eşzamanlı Enerji ve Veri İşbirliği	42
3.1 Giriş	42
3.2 Sistem Modeli ve Problem Tanımı	43
3.3 Gerekli Koşullar ve Optimal Enerji Kullanım Profili	45
3.4 Ağırdan Alan Politikalar	49
3.5 Algoritmik Çözüm	51
3.6 Benzetim Sonuçları	52
3.7 Sonuç	53

3.8	Ek - Önsav 4 İçin Kanıt	54
4	Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalında Verinin İletişim Sırasında Aralıklı Geldiği Durumda İşbirliği	57
4.1	Giriş	57
4.2	Sistem Modeli ve Problem Tanımı	58
4.3	Gerekli Koşullar ve Eniyi Strateji	60
4.4	Yakınsama Problemlerinin Çözümü	62
4.4.1	İç Enyükseltme	64
4.4.2	Dış Enyükseltme	65
4.5	Benzetim Sonuçları	65
4.6	Sonuç	67
4.7	Ekler	68
4.7.1	Ek-A: (178)'deki Katsayılar	68
4.7.2	Ek-B: Önsav 17 için Kanıt	69
4.7.3	Ek-C: Önsav 18 için Kanıt	71
5	Enerji Hasat Eden İşbirlikli Çoklu Erişimin Kodçözme Maliyeti Altında Analizi	72
5.1	Giriş	72
5.2	Sistem Modeli ve Problem Tanımı	72
5.3	Eniyi Politikanın Özellikleri	74
5.4	Tekil Enerji Hasatı	79
5.5	Çoklu Enerji Hasatı	81
5.6	Benzetim Sonuçları	82
6	Batarya Limitli Çoklu Erişim Kanalında Enerji Hasadı ve İşbirliği	84
6.1	Batarya limitli işbirliksiz çoklu erişim kanalı	85
6.2	Batarya limitli veri işbirlikli çoklu erişim kanalı	88
6.3	Batarya limitli enerji işbirlikli çoklu erişim kanalı	91
6.3.1	Batarya limitsiz enerji işbirlikli çoklu erişim kanalı gönderim alanı enbüyüklenmesi	91
6.3.2	Batarya limitleri altında enerji işbirliği	94
6.4	Batarya limitli işbirlikli çoklu erişim kanalında eş zamanlı veri ve enerji işbirliği ile gönderim alanı enbüyüklenmesi	97

6.5 Benzetimler ve Sonuç	99
TARTIŞMA VE SONUÇ	107
KAYNAKÇA	111

Şekil Listesi

1	Enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanal modeli.	14
2	Aynı enerji hasat kalıbıyla çoklu erişim kanalı üzerinden işbirlikçi ve işbirlikçi olmayan iletim stratejileri için ulaşılabilir gönderim bölgeleri.	22
3	a) Kullanıcı 1 ve b) kullanıcı 2 için Şekil 2'deki enerji hasat kalıbı altında veri hızını eniyileyen iletim stratejileri.	23
4	$\mathbf{E}_1 = [0.44, 0.02, 0.33, 0.42, 0.27]$ mJ ve $\mathbf{E}_2 = [19.71, 82.17, 42.99, 88.78, 39.12]$ mJ için işbirlikçi çoklu erişim kanalında ulaşılabilir gönderim bölgesi.	23
5	a) Kullanıcı 1 ve b) kullanıcı 2 için Şekil 5'teki enerji hasat kalıbı altında veri hızını eniyileyen iletim stratejileri.	24
6	Çift-yönlü kanal için sunduğumuz iletim stratejisinin tek yönlü kanalda eniyi iletim stratejisi ile veri hızı açısından karşılaştırılması.	24
7	Enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanal modeli.	26
8	$E_1 = [9.11, 1.83, 2.60, 7.78]$ ve $E_2 = [10.35, 5.33, 3.68, 0.50]$ enerji kalıplarına göre işbirliksiz, gecikme izinli ve gecikme kısıtlı işbirlikli çoklu erişim kanalına ait ulaşılabilir gönderim bölgeleri.	37
9	Gecikme kısıtlı işbirliği, gecikme toleranslı işbirliği ve işbirliksiz ÇEK erişilebilir gönderim alanları $E_1 = [0.02, 0.40, 0.25, 1.26]$ ve $E_2 = [0.65, 0.71, 0.73, 0.97]$	37
10	Gecikme kısıtlı senaryo için gönderilebilen enyüksek veri miktarlı iletim hızı ve gücü dağılımı.	38
11	Gecikme izinli senaryo için gönderilebilen enyüksek veri miktarlı iletim hızı ve gücü dağılımı.	39
12	Gecikme kısıtlı senaryoda B_2 'yi enyükselelen iletim hızı ve gücü dağılımı.	40
13	Gecikme kısıtlı senaryoda B_2 'yi enyükselelen iletim hızı ve gücü dağılımı.	40
14	Enerji ve veri işbirlikli çoklu erişim kanalı.	43
15	Geleneksel ÇEK, enerji yardımlaşmalı ÇEK, veri yardımlaşmalı ÇEK ve hem veri hem enerji yardımlaşmalı ÇEK için gönderim alanları.	54
16	Verici 1 için enerji hasadı olduğunda ve olmadığında enerji kullanım eğrileri, $\mu_1 = 0.6$ ve $\mu_2 = 1$	55
17	Verici 2 için enerji hasadı olduğunda ve olmadığında enerji kullanım eğrileri, $\mu_1 = 0.6$ ve $\mu_2 = 1$	55
18	Enerji ve veri akışlı işbirlikli çoklu erişim kanalı.	59

19	Veri varışlı ve varışsız, işbirlikli çoklu erişim kanalının gönderim bölgelerinin, veri varışlı standart çoklu erişim kanal kapasitesi ile kıyası.	68
20	$\mu_1 = \mu_2 = 1$ için her iki kullanıcıya ait veri gönderim eğrileri $\mu_1 = \mu_2 = 1$	69
21	Kodçözme maliyetleri altında enerji hasat eden işbirlikli ÇEK.	73
22	Farklı çözüm maliyeti parametresi değerleri için gönderim alanları.	82
23	Sistem Modeli	85
24	Enerji ve veri işbirlikli batarya kısıtlı çoklu erişim kanalı.	94
25	Enerji ve veri işbirlikli batarya limitli çoklu erişim kanalın sistem modeli.	97
26	Sonlu pil kapasitesine sahip enerji hasadı yapan çoklu erişim kanalının ulaşılabilir gönderim alanı.	99
27	$E_1 = [3, 7, 12, 13]$ ve $E_2 = [1, 6, 11, 14]$ enerji kalıpları ve $E_{max}=100,10,7$ batarya limitleri için batarya limitli çoklu erişim kanalının gönderim bölgeleri.	100
28	$E_1 = [3, 7, 12, 13]$ ve $E_2 = [1, 6, 11, 14]$ enerji kalıpları ve $E_{max} = 10$ batarya limiti için batarya limitli çoklu erişim kanalının gönderim bölgeleri.	100
29	$E_1 = [3, 7, 12, 13]$ ve $E_2 = [1, 6, 11, 14]$ enerji kalıpları ve $E_{max} = 15$ batarya limiti için batarya limitli çoklu erişim kanalının gönderim bölgesi.	101
30	$E_1 = [7.63, 8.13, 9.47]$, $E_2 = [4.87, 8.45, 9.87]$ enerji kalıpları için batarya limitli çoklu erişim kanalının gönderim bölgesi.	101
31	Batarya limitli enerji işbirliği senaryosunda vericilerin enerji kullanım eğrileri, $E_{max}=15, 10$, point A, $\alpha = 0.8$	102
32	Batarya limitli enerji işbirliği senaryosunda vericilerin enerji kullanım eğrileri, $E_{max}=15, 10$, point B, $\alpha = 0.8$	103
33	Limitli ve limitsiz batarya durumlarında ÇEK gönderim alanları, $E_1 = [9, 9, 9, 8]$ ve $E_2 = [5, 5, 10, 10]$, $E_{max}=100,10,8$	103
34	Batarya limitli işbirlikli ÇEK'de vericilerin güçleri, $E_1 = [9, 9, 9, 8]$ ve $E_2 = [5, 5, 10, 10]$, $E_{max} = 10$, $\mu_1 = 1$, $\mu_2 = 0.62$	104
35	Batarya limitli enerji işbirliği senaryosunda vericilerin enerji kullanıo eğrileri $E_1 = [9, 9, 9, 8]$ ve $E_2 = [5, 5, 10, 10]$, $E_{max} = 10$, $\mu_1 = 0.62$, $\mu_2 = 1$	104
36	Veri ve enerji işbirlikli gönderim alanları, $E_1 = [7.63, 8.13, 9.47]$, $E_2 = [4.87, 8.45, 9.87]$, $E_{max}=10$, inf. $\alpha = 0.8$	105
37	Enerji kullanım eğrileri, $E_1 = [5, 7, 0]$, $E_2 = [1, 0, 10]$, $E_{max}=10$, $\mu_1 = 1$, $\alpha = 0.8$	105
38	Enerji kullanım eğrileri, $E_1 = [5, 7, 0]$, $E_2 = [1, 0, 10]$, $E_{max} = 10$, $\mu_2 = 1$, $\alpha = 0.8$	106

ÖZET

Yeni nesil haberleşme sistemlerinde, pillere ya da şehir elektriğine bağımlı olarak çalışan klasik haberleşme bileşenlerinin yerlerini, enerjilerini çevreden hasat eden, çevreye duyarlı ve uzun kullanım ömrüne sahip bileşenlere bırakacağı öngörülmektedir. Bu nedenle, bilinen haberleşme protokollerinin, enerjinin aralıklı olarak geldiği, ve gönderilerin anlık enerji kısıtlarına tabi olduğu durumlara uygun olarak baştan ele alınması, ve enerji hasadı koşulları altında kuramsal performans üst limitlerinin baştan belirlenmesi gerekmektedir.

Bu projede, tüm enerjilerini doğadan hasat eden işbirlikli haberleşme ağlarında, kaynakları etkin kullanarak ağ performansını artıran ve ömrünü uzatan gönderim protokolleri tasarlanmıştır. Böylece, işbirlikli kablosuz ağlarda basit çoklu erişim ya da aktarım kanal modellerinin ötesine geçilmiş; farklı kullanıcılarda anlık olarak farklı miktarlarda biriktirilen enerjinin beraberinde getirdiği enerji çeşitleme kazancı ile işbirliği kazancından bir arada faydalanılması sağlanmıştır. Düğümlerin kendi enerjilerini iletim sırasında çevrelerinden temin ettikleri, ve birbirleri ile gerek veri, gerekse enerji aktarımı ile yardımlaşabildikleri durumlar için,

- Bilgi kuramsal bir yaklaşım kullanılarak, gerek gecikme kısıtlı, gerekse gecikmeye toleranslı durumlar için, blok Markov kodlama ve geriye doğru kodçözme tabanlı yeni işbirlikli kodlama teknikleri geliştirilmiş, ve karşılık gelen erişilebilir veri hızları elde edilmiş,
- Toplam veri hızı veya veri gönderim bölgelerini enbüyükleyen kaynak tahsisi algoritmaları geliştirilmiş,
- Hasat edilen enerji ve kanal durumlarının gönderim, aktarım, ya da enerjinin depolanması kararlarını nasıl etkilediği incelenmiş, temel bazı ödünleşimler belirlenmiş,
- Verinin ve hasat edilen enerjinin gönderi devam ederken aralıklı geldiği durumda en iyi veri hızı ve güç çizelgelemesi bulunmuş,
- İşbirlikli haberleşme için kritik olan, hem alıcı hem de verici olarak davranan düğümlerdeki kodçözme maliyeti kısıtları dikkate alınarak işbirliğinden net kazancı eniyileyen politikalar geliştirilmiş,
- Düğümlerin birbirlerine enerji de gönderebildikleri durumda, işbirlikli veri iletişimi ile enerji transferi yoluyla işbirliği senaryoları birlikte incelenip, en iyi kaynak tahsisi stratejisi belirlenmiş,
- Hasat edilen kaydedildiği bataryaların sınırlı kapasitesi olması durumunda gelen enerjinin ziyan edilmemesini garanti eden en iyi kaynak yönetimi algoritmaları önerilmiştir.

Elde edilen sonuçlar, gerek veri, gerekse enerji işbirliğinin, enerji hasat eden sistemlerde, özellikle enerji çeşitlemesinden kazanç sağlamak için çok faydalı yaklaşımlar olduğuna işaret etmektedir.

ABSTRACT

In new generation wireless systems, traditional communication components which rely on batteries or the electrical grid are expected to be replaced by more environment-conscious, energy harvesting components with longer lifetime. Therefore, known communication protocols need to be reconsidered from scratch to adapt to situations where the transmissions are subject to instantaneous energy constraints caused by intermittent energy arrivals, and their theoretical performance upper bounds need to be re-derived under energy harvesting constraints.

In this project, we design transmission protocols that maximize the network performance and lifetime by efficiently allocating resources, for communication networks that rely only on energy harvested from their surroundings. We go beyond simple multiple access or relay models, and jointly take advantage of the energy diversity provided by the variable nature of the energy arrivals at different users, and cooperative diversity. For scenarios where the nodes harvest their own energy during transmission, and are able to cooperate both at data and battery level,

- we approach the system from an information theoretic perspective and develop new encoding and decoding techniques, based on block Markov coding and backward decoding, that can be used in delay constrained and delay tolerant communication; and characterize their achievable rates,
- we develop resource allocation algorithms that maximize the total rate or departure region,
- we investigate the effect of energy arrival profiles and channel qualities on transmission, bi-directional relaying and energy saving decisions, and determine some fundamental trade-offs,
- we find the optimal power and rate scheduling policy when data, as well as energy arrives intermittently during transmission,
- we obtain the optimal policies that maximize the net gain from cooperation, taking into account the decoding costs at the transceiver nodes,
- we develop jointly optimal energy and data cooperation strategies, when energy can be exchanged wirelessly
- we propose scheduling optimization algorithms that guarantee that energy is not wasted, taking into account practical battery limitations at the energy harvesting nodes.

The results obtained point to the conclusion that data and energy cooperation are significantly useful approaches that take advantage of the inherent energy diversity provided by the energy harvesting communication systems.

GİRİŞ

Kablosuz kanalların yüksek hızlı veri transferi ortamı olarak kullanımının yaygınlaşması ile, kaynakları etkin kullanan yeni tekniklerin geliştirilmesi artan bir önem kazanmıştır. Artan kullanıcı sayısına bağlı olarak, karışımın da artması, sistem performansını düşürmektedir. Çok sayıda kablosuz ağın bulunduğu kalabalık bir ortamda karışımı bastırmak için çıkış gücünü yükseltmek, karışım mücadelesi için iyi bir yaklaşım değildir, zira böyle bir yaklaşım ancak daha da fazla karışıma neden olacaktır. Bu nedenle, daha fazla kullanıcı ve trafiğin ağda desteklenebilmesi için daha akılcı karışım yönetimi ve kaynak tahsisi yöntemleri gereklidir. Karışımı yönetmenin akılcı bir yolu ondan ek bilgi olarak faydalanmaktır. Kullanıcı işbirliği adı verilen bu yaklaşım son on yılda oldukça ilgi görmüş, hatta bazı basit biçimleri güncel standartlarda hayata geçmiştir. Bu proje, tümüyle karşılıklı işbirliği yeteneğine sahip kullanıcıların bulunduğu kablosuz ağları ele almaktadır.

Kullanıcıların işbirliği yordamıyla aynı ortamı paylaşmaları bant genişliği ve çıkış gücü gibi sınırlı kaynaklardan tasarruf sağlar. Öte yandan, tipik bir kablosuz cihaz halen pilinin kapasitesi ile limitlidir, ve enerji kısıtlılığı kablosuz ağ performansı üzerinde kritik bir dar boğaz teşkil eder. Ayrıca, artan kullanıcı sayısı ve veri trafiğinin, sistem performansını düşürmenin ötesinde, çevresel yan etkileri de vardır. Yüksek güç kullanan kablosuz cihazların sebep olduğu elektromanyetik radyasyonun yanında, bu cihazların sıklıkla şarj edilmesi ya da değişmesi gereken bataryaları, hem yeryüzü kaynaklarının hızla tükenmesine, hem de atıldıklarında çevrenin kirlenmesine sebep olmaktadır. Dahası, kırsal alanlarda faaliyet gösteren duyarga ağları gibi senaryolarda, duyarga düğümlerinin pillerinin değişmesi makul değildir, bu nedenle kendi enerjilerini doğadan temin edebilen düğümlerin kullanılması, ağ ömrünün uzaması için kilit rol oynamaktadır. Bunların sonucunda, yeşil haberleşme kavramı, takiben de haberleşme protokollerinin düğümlerin enerji hasadı kısıtlarını gözetecek şekilde yeniden tasarlanması fikri ortaya çıkmış, ve hızla ilgi görmüştür. Bu proje kapsamında geliştirilen, incelenen ve eniyilenen işbirlikli iletişim protokolleri de, tümüyle çevreden hasat edilmiş enerjiye bağımlı olarak çalışan vericilere odaklanmaktadır.

Gönderilen sinyaller üzerinde ortalama güç kısıtları gözetilen geleneksel haberleşme ve bilgi kuramsal problemlerin aksine, çevrelerinden enerji (güneş enerjisi, titreşim emilimi v.b tabanlı) hasat eden düğümlere sahip sistemler gerçek zamanlı enerji üst limiti kısıtlarına tabidir. Bu düzeneklerde, düğümlerde enerjinin anlık olarak tükenmesi, gönderi kesintisine neden olur. Bu yüzden, rassal kodlama tabanlı bilgi kuramsal kodlama stratejileri enerji hasat eden sistemlere doğrudan uygulanamaz. Ayrıca, enerji geliş profili, pil ve kanalın anlık durumuna bağlı olarak, enerjinin kullanılması mı yoksa depolanması mı gerektiği gibi kararlar verilmesi, ve anlık güç

kullanımının eniyilenmesi gereksinimi ortaya çıkar. Özellikle son beş yılda, noktadan noktaya, tümegönderim, çoklu erişim, aktarım, karışım kanal modelleri enerji hasadı çerçevesinde baştan ele alınmıştır. Bazı yeni kodlama teknikleri geliştirilmiş; bunlara karşılık gelen, ve toplam gönderim tamamlanma süresini ya da bir son gönderim zamanı kısıtı altında toplam veri hızını eniyileyen kaynak gönderim protokolleri elde edilmiştir. Bu modellerde, sönmülenme, batarya limiti ve verimliliği, enerji ve veri varış modelleri, enerji veya kanal durumu bilgisinin önceden var olup olmadığı üzerine pek çok farklı varsayım ele alınmıştır. Ancak, karşılıklı ve eşzamanlı işbirliğini modelleyen, enerji hasat eden bir işbirlikli çoklu erişim kanalı (genellenmiş geribeslemeli çoklu erişim kanalı) modeli ele alınmamıştır. Bu projenin amacı, işbirlikli çoklu erişim kanallarını enerji hasadı genel çerçevesinde incelemektir, ve bu kanallar için farklı kısıtlar altında kodlama, kodçözme, kaynak yönetimi teknikleri geliştirmektir.

Proje kapsamında ele aldığımız enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanalı (ÇEK) modeli şu sebeplerle son derece genel, ve özgün bir modeldir: (i) Çoklu erişim ve tek yönlü aktarım kanal modellerini özel durum olarak barındırmaktadır. Tek başına aktarım kanalı dahi çift yönlü dik olmayan gönderim, limitli batarya kapasitesi, sönmülenme gibi durumlarda enerji hasadı bağlamında yeterince ele alınmadığından, elde edilen tüm sonuçlar aynı zamanda aktarım ve çoklu erişim kanallarına da ışık tutmaktadır. (ii) Her iki kullanıcının veri göndermesine imkan verdiğiinden tek yönlü aktarım kanalından daha adildir. (iii) Enerji hasat edilmeyen modellerdeki çoklu kullanıcı ve işbirliği çeşitleme kazançlarına ilave olarak, farklı kullanıcılarca farklı seviyede enerji hasat edilmesi, farklı enerji depolarına sahip olunması, ve farklı gönderi geçmişi gibi sebeplerle, *enerji çeşitleme kazancı* ve *enerji işbirliği* gibi kavramlara imkan tanır. Bu da, kaynak tahsisinde daha fazla serbestlik ve sistemde daha fazla çeşitlilik sağlar, ve veri hızlarını artırır.

Her iki kullanıcının kendilerinininkilerin yanısıra birbirlerinin mesajlarını da iletme becerisi; veri geliş süreci, enerji geliş süreci, kullanıcılar arası ve kullanıcı alıcı kanallarının kayıp değerleri ve veri servis hızları arasında, literatürde ele alınan çoğu modelin aksine karmaşık bir etkileşime sebep olur ki, bu da işbirlikli protokol tasarımı problemini hem ilginç, hem de bilinen modellere nazaran zor bir hale getirmektedir. Bu projede, öncelikle enerji hasat eden çoklu erişim kanallarında işbirliği protokolleri geliştirilmesi problemine bilgi kuramsal bir açıdan yaklaşılmıştır. Farklı gecikme kısıtları için, enerji hasat eden çoklu erişim kanallarına özgü blok Markov kodlama ve geriye doğru kodçözme teknikleri geliştirilmiş, ve erişilebilir veri hızları elde edilmiştir. Daha sonra bu veri hızları birer amaç fonksiyonu olarak kullanılarak, probleme işlevsel bir açıdan yaklaşılmış, verilen herhangi bir enerji geliş profili için toplam hız / veri gönderim bölgesi enbüyüklemesi problemi, farklı işbirliği seviyeleri, sistem modelleri ve bazı gerçekçi kısıtlar altında ele alınmıştır.

Projede çözülen belli başlı problemler, ve yapılan katkılar şöyledir:

- İki kullanıcılı enerji hasat eden işbirlikli bir çoklu erişim kanal modeli önerilmiş, bu modelde oluşturulan ortak bilginin aynı blok içinde gönderilmesini şart koşan gecikme kısıtlı bir blok Markov kodlama ve geriye doğru kodçözme tekniği geliştirilmiştir. Bu yaklaşımla erişilebilecek veri hızı ifadeleri elde edilmiş, enerji hasat kısıtları altında gönderim bölgesini enbüyükleyen güç ve anlık veri hızı tahsisi teknikleri geliştirilmiştir. Bu bölümün sonuçları Su vd. (2015)'te yayınlanmıştır.
- İki kullanıcılı enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanal modelinde, oluşturulan ortak bilgiyi gerektiğinde sonraki zaman dilimlerinde enerji geliş profili daha uygun olduğunda göndermek üzere biriktiren, gecikme toleranslı yeni bir blok Markov kodlama / geriye kodçözme tekniği geliştirilmiştir. Karşılık gelen gönderim alanı ifadeleri elde edilerek, gönderim alanını güçler ve anlık gönderim hızları cinsinden enbüyükleyen kaynak tahsisi politikaları bulunmuş, ayrıca gecikme kısıtlı senaryo ile karşılaştırmalar yapıp, bu senaryo ile eş çözümler elde edilmesi için yeter kısıtlar olabileceği ispat edilmiştir. Bu bölümün sonuçları Kaya vd. (2016)'de yayınlanmıştır.
- İşbirlikli çoklu erişim kanalında, enerjiler gibi, gönderilmek üzere toplanan verilerin de gönderiler sürerken, zamanla aralıklı olarak geldiği durumda, hem enerji hasadı kısıtlarını, hem de henüz vericilere gelmeyen verinin gönderilemeyecek oluşundan kaynaklı veri nedensellik kısıtlarını dikkate alan en iyi çözümlenme problemi çözülmüş, vericilere gelen verilerin mümkün olduğunca fazla bölümünü belirlenen bir zaman kısıtı dahilinde alıcıya aktaran gönderim çözümlenmesi güçler ve anlık veri hızları cinsinden elde edilmiştir. Bu bölümün sonuçları Gurakan vd. (2016b)'da yayınlanmış, Gurakan vd. (2016a)'da yayına sunulmuştur.
- İşbirliği yapmak için gerekli olan, işbirlikçi ortağın verisini elde etmek amacıyla yapılan kodçözmenin de vericilerin toplam kaynaklarından, örneğin güçlerinden dikkate değer bölümünü harcayacağı gerçeğini de dikkate alan, kodçözme maliyetlerine tabi enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanalı modeli önerilmiş, ve bu modelde işbirliğinden elde edilen net faydayı enbüyükleyen çözümlenme / işbirliği protokolleri geliştirilmiştir. Bu bölümün sonuçları Arafa vd. (2016b)'de yayınlanmıştır.
- Enerji hasat eden çoklu erişim kanallarında, veri işbirliğine ek olarak enerji işbirliğini de dikkate alan, ve kullanıcıların çevreden hasat ettikleri enerjiyi birbirlerine belli bir kayıp ile aktarabildikleri sistemler için en iyi veri ve enerji yardımlaşması ve gönderim çözümlenmesi

problemi de proje kapsamında çözülmüştür. Kullanıcıların birbirlerine hangi durumlarda enerji aktaracağı, enerji ve veri işbirliğinden hangisinin öncelikli olduğu, ve bunlardan elde edilen kazançların araştırıldığı bu çalışmamızın sonuçları, Gurakan vd. (2016c)'de ve Sisman (2016)'da yayınlanmış, Gurakan vd. (2016a)'da ise yayına sunulmuştur.

- Enerji hasat eden sistemlerde hasat edilen enerjinin bir pilde depolandığından, ve pil kapasitesinin sınırlı olacağı gerçeğinden hareketle, çoklu erişim, veri işbirlikli çoklu erişim, enerji işbirlikli çoklu erişim ve hem veri, hem de enerji işbirlikli çoklu erişim kanallarında çizelgeleme stratejilerinin batarya limitli senaryoda eniyilenmesi de bu proje kapsamında gerçekleştirilmiştir. Bataryanın taşmasını her zaman kayba sebep olacağı dikkate alınarak, limitli bataryanın enerji hasadı kısıtlarının yavaşlattığı gönderimi aksi yönde hızlandırdığı görülmüş, batarya limitinin en iyi çizelgeleme senaryolarına ve sonuçta elde edilen gönderim alanlarına etkisi incelenmiştir. Bu bölümün sonuçları, Sisman (2016)'da yayınlanmıştır.

Özet olarak, bilgi ve iletişim kuramı alanlarında, çeşitli kısıt ve modeller altında, gelecek nesil enerji hasat eden kablosuz sistemler için denektaşları olarak kullanılacak üst limitler bu proje kapsamında ele alınmıştır. Karşılıklı işbirliği için enerji çeşitlemesi kavramı ortaya atılarak, bu kavramın gerek veri, gerek enerji yardımlaşması tekniklerinden kayda değer kazanç elde edilmesine imkan tanıdığı gösterilmiştir. Kablosuz ağlarda işbirliği ve enerji hasadını bir araya getiren faydalı modeller, ve yenilenebilir enerjiye bağımlı gelecekteki sistemler için gönderim protokolü tasarımı konusunda referans olabilecek bir kaynak tahsisi çerçevesi geliştirilmiştir.

LİTERATÜR ÖZETİ

Yeryüzünün enerji kaynaklarının hızla tükenmesi, elektronik sistemlerde kullanılıp atılan bataryaların, ve sera gazlarının doğaya olumsuz etkileri gibi faktörler, gelecek nesil yüksek teknoloji sistemlerde yenilenebilir enerji kullanımını hem çevresel, hem de ekonomik açıdan bir zorunluluk haline getirmektedir. Güncel verilere göre, bilgi iletişim teknolojilerinin sebep olduğu CO₂ salınımı, tüm dünyadaki CO₂ salınımının %2 gibi önemli bir bölümünü teşkil etmektedir, Chan vd. (2013). Bu oran, şaşırtıcı şekilde, tüm havacılık endüstrisinin sebep olduğu miktara eşdeğerdir, ve 2020 yılı itibariyle alternatif enerji kaynakları ve yenilenebilir enerji kullanımı hayata geçirilmediği sürece bu miktarın yaklaşık iki katına çıkacağı öngörülmektedir, Chan vd. (2013). Ayrıca, taktik alan ya da ormanlık alanlar gibi kablosuz algılayıcı ağlarının uygulama bulunduğu ortamlarda, ağ ömrünün pil kapasitesi ile sınırlandırılmadan uzatılabilmesi, ve ağın sıkça değiştirilmesinin önüne geçilebilmesi için, enerjinin doğal kaynaklardan hasat edilmesi etkin bir çözüm olarak görünmektedir. Bu nedenlerle, özellikle 2010 yılından itibaren, enerji hasat eden haberleşme sistemleri üzerindeki araştırmalar hızla artmıştır. Bu bölümde, projenin başlangıç aşamasında enerji hasadı ile ilgili literatürün durumu ortaya konulacaktır. Proje süresince de yoğun olarak süren gelişmelere ise, projenin bulgularının sıralandığı bölümde her alt bölümün girişinde ayrıca yer verilecektir.

Haberleşme sistemlerinin kuramsal performans limitleri, klasik batarya limitli (ortalama güç ya da toplam enerji limitli) senaryolarda 1940'lı yıllardan bu yana oldukça detaylı olarak incelenmiş, ve bilgi kuramı çerçevesinde kanal kapasiteleri ya da erişilebilir veri hızları elde edilmiştir. Ancak, ele alınan herhangi bir haberleşme sistemindeki düğümlerin gönderim için kullanacakları enerjiye baştan sahip olmadıkları, ve bu enerjiyi doğadan anlık olarak hasat ettikleri durumda, klasik bilgi ve iletişim kuramında bilinen kodlama-kodçözme teknikleri ve bunlara bağlı elde edilen kapasite değerleri geçerliliklerini yitirmektedir. Örneğin, Gauss gürültülü kanallarda kapasiteye erişen rasgele kodlama tarzı yaklaşımlar, anlık olarak sonsuz genlikli kod sözcüğü sembollerinin gönderilmesini gerektirebilmekte, ancak bunları gönderecek enerji henüz hasat edilmemiş olabileceğinden bu yaklaşımlar doğrudan kullanılamamaktadır. Bu nedenle, bilgi kuramsal olarak bugüne dek incelenmiş hemen tüm kanal modellerinin, enerji hasadı kısıtları altında yeniden ele alınması gerekliliği ortaya çıkmıştır.

Enerji hasat eden kanallarda bilgi kuramsal kapasite analizi, ilk olarak Ozel ve Ulukus (2010)'da basit bir noktadan noktaya Gauss gürültülü kanal için ele alınmıştır. Enerjinin, vericide rassal bir süreç olarak elde edildiği durumda, biriktir gönder (save and transmit) ve mümkünse gönder (best effort) adları verilen iki farklı teknikte, Shannon'un geleneksel rastgele kodlaması

genellenmiş, hasat edilen enerjinin ortalama değeri ile aynı ortalama güç kısına sahip bir Gauss gürültülü kanal ile aynı kapasitenin enerji hasadı senaryosunda da elde edilebildiği gösterilmiştir. Bu yaklaşım ile beraber, bilgi kuramsal sonuçların enerji hasat edilen kanal modellerine genellenebileceği öngörüsü ile, daha önce Chen vd. (2007), El Gamal vd. (2002), Zafer ve Modiano (2007), Uysal-Biyikoglu ve El Gamal (2004), Uysal-Biyikoglu vd. (2002), Zafer ve Modiano (2005)'de enerji verimliliği bağlamında, ancak bataryaların tekrar doldurulamadığı durumda ele alınan, ve paket veri gönderen ağlarda gecikme ve enerji arasındaki ödünleşimleri inceleyen yaklaşımların birer uzantısının, enerji hasadı yapan sistemlerde ele alınması tetiklenmiştir. Enerji hasadı yapan sistemlerde enerjinin tümünün baştan erişilebilir olmaması nedeniyle, gecikme enküçüklemesi ya da enerji enküçüklemesi problemleri yerine, gönderi tamamlama zamanının enküçüklenmesi (GTZE) ya da belli bir son gönderim süresine kadar gönderilen toplam veri miktarının enbüyüklenmesi (GTVE) problemlerinin ele alınması daha yaygındır. Enerji hasat eden sistemlerde son dört yılda yapılan çalışmalar da, büyük ölçüde farklı kanal modellerinde ve farklı varsayımlar altında bu iki hedefi gözetmiş, ve bilgi kuramsal veri hızı ve kapasite ifadelerinden veri hızı - güç bağıntısı olarak yararlanan yaklaşımlar kullanmışlardır.

Noktadan noktaya bir enerji hasat eden kanalda, veri paketlerinin baştan vericide var olduğu, ya da gönderi sırasında vericiye ulaştığı iki farklı durum için GTZE problemi Yang ve Ulukus (2010) ve Yang ve Ulukus (2012b) 'da çözülmüştür. Yine noktadan noktaya bir link için bataryanın enerji depolama kapasitesinin limitli olduğu varsayımı altında, sürekli enerji geliş profili altında GTVE problemini çözen güç tahsisi stratejisinin bir "enerji olurluk tüneli" içerisindeki en sıkı eğri ile elde edileceği Tutuncuoglu ve Yener (2011b)'de gösterilmiştir, GTZE probleminin çözümü de aynı yazarların Tutuncuoglu ve Yener (2012c) numaralı makalesinde sunulmuştur. Aynı modelde, bataryanın kayıplı olduğu durum Devillers ve Gunduz (2011)'de incelenmiştir. Yine noktadan noktaya gönderim modelinde, bilgi kuramsal açıdan enerjinin hiç depolanmadığı, ve gelir gelmez kullanılması gereken durum Ozel ve Ulukus (2011)'de ele alınmış, bataryalarda depolanabilir enerji üst limit olmadığı, ancak enerji geliş sürecinin durağan olmadığı ve geniş bir zaman skalasında ortalama giren enerjinin değiştiği durumda en iyi güç dağılımı ise Ozel ve Ulukus (2012)'de sunulmuştur.

Tüme gönderim kanallarında vericinin sonsuz kapasiteli bir bataryaya sahip olup enerji hasadı yaptığı durumda en iyi tüme gönderim çizelgelemesi problemi Antepli vd. (2011), Ozcelik vd. (2011) ve Yang vd. (2011)'de eş zamanlı olarak çözülmüş, çevrimdışı çalışan (enerji geliş anlarını önceden bildiği varsayılan) algoritmalar geliştirilmiştir. Yang vd. (2011)'de GTZE ve GTVE problemlerinin denkleğinden faydalanılmıştır. Erkal vd. (2013)'te Ozcelik vd. (2011)'in genişletilmiş bir versiyonu sunulmuştur. İki alıcılı tüme gönderim modelinde limitli bir batary-

yanın etkisi Ozel vd. (2011b)'de incelenmiş, daha sonra bu model, Yang vd. (2012)'de, limitsiz batarya varsayımıyla, Ozel vd. (2012)'de is batarya limiti göz önüne alınarak çok sayıda alıcının olduğu duruma genellenmiştir. Batarya limitlerinin etkileri, yalnızca tümegönderim kanalına özel olmamak kaydıyla daha geniş bir çerçevede Devillers ve Gunduz (2012)'de ele alınmış, tüme gönderim kanalı için GTVE problemine alternatif bir çözüm sunulmuş, ayrıca batarya kayıplarının etkileri sürekli enerji hasadı durumunda incelenmiştir.

Aktarım kanallarında verici ve aktarıcının enerji hasat ettiği durumda, vericiden alıcıya doğrudan link bulunmadığı varsayımı altında GTVE problemini çözen en iyi çevrimdışı gönderim stratejileri Gunduz ve Devillers (2011)'de yarı ve tam çift zamanlı aktarım durumlarında elde edilmiştir. Ağ faydasını eniyileme yaklaşımı ile, algılayıcı ağlarda aktarım çizelgelemesi problemi, bir Markov karar süreci olarak modellenerek Li vd. (2011)'de çözülmüştür. GTZE ve GTVE problemlerinin, vericinin enerji hasat ettiği, fakat aktarıcının enerji hasat etmediği durumdaki çözümleri Luo vd. (2013)'te araştırılmıştır. Vericide yalnızca tek bir enerji hasadı olduğu varsayılan Gunduz ve Devillers (2011)'in çözümü, Orhan ve Erkip (2012b)'de verici ve aktarıcıda ikişer enerji girişi, Orhan ve Erkip (2012a)'da ise aktarıcıda çoklu enerji girişi olduğu durumlara genellenmiştir. Hasat edilen enerjinin miktarı ve zamanının önceden belli olduğu durumda, sonlu sayıda veri gönderim bloğunun var olabileceği kısıtı altında, GTVE problemini çözen verici ve aktarıcıda en iyi güç dağılımı Huang vd. (2013)'te elde edilmiştir. Bu kaynaktaki yaklaşım, proje kapsamında ele alınacak çift yönlü işbirliği modelinde uyguladığımız yaklaşımlara nispeten yakındır, zira verici ile alıcı arasındaki doğrudan bağlantıdan alınan sinyalleri de hesaba katmaktadır, bir başka deyişle, atlamalı çalışmamaktadır. Daha yeni olan bir çalışmada Feghhi vd. (2013), Huang vd. (2013)'te aktarıcı üzerine konulan yarı çift zamanlı çalışma kısıdı kaldırılarak, GTVE problemi yeniden ele alınmıştır.

Çoklu erişim kanallarına gelindiğinde, enerji hasadı konusunun bu kanallarda daha nadir işlendiği görülmektedir. İki kullanıcı bir çoklu erişim kanalı için paket çizelgeleme problemi Yang ve Ulukus (2011) ve Yang ve Ulukus (2012a)'da ele alınmıştır. Çözümde, önce “genellenmiş döngüsel geriye doğru su doldurma” adı verilen bir algoritma yoluyla, GTVE problemi çıkan veri hızı bölgesini enbüyükleyecek şekilde çözülmüş, elde edilen veri çıkış hızı bölgeleri kullanılarak da GTZE problemi dışbükey bir halde ifade edilerek çözülebilmıştır.

Enerji hasadı konusu karışım kanalları ve iki yönlü kanallar, ve hatta iki yönlü aktarım kanalı gibi modellerde de ele alınmıştır. Karışım kanallarında vericilerin enerji hasat ettiği durumda GTVE problemi Tutuncuoglu ve Yener (2011a) ve Tutuncuoglu ve Yener (2012d)'de çözülmüştür. İki yönlü yarı çift zamanlı bir aktarım kanalında en iyi güç dağılımı Tutuncuoglu vd. (2013)'te elde edilmiştir. İki yönlü kanallar ise, daha ziyade enerji işbirliği bağlamında ele alınmış olup

daha sonra ayrıca değinilecektir.

Kablosuz kanalların en karakteristik özelliklerinden biri sönümlenmeye sebep olmalarıdır. Bu yüzden, düğümlerde hasat edilen enerjinin zamanın değişen bir fonksiyonu olması nedeniyle yapılması gereken kaynak tahsisi, aynı zamanda anlık sönümlenme değerlerini de dikkate alınarak yapılmalıdır. Bu da, yukarıda bahsedilen, enerji hasadı bağlamında çözülen tüm problemlere yeni bir boyut katmaktadır. Sönümlenmeye maruz kalan limitli verici bataryasına sahip noktadan noktaya kanallarda, GTZE ve GTVE problemleri Özel vd. (2011a)'da çözülmüştür. Problemin çözümünde, öncelikle kanal durumu ve enerji geliş an ve miktarlarının önceden bilindiği varsayılarak yönlü su-doldurma adı verilen bir algoritmadan yararlanılmıştır. Aynı çalışmada, enerji geliş ve sönümlenmenin rassal süreçler olarak modellendiği durumda rassal dinamik programlama ile çevrimiçi eniyileme algoritmaları da geliştirilmiştir. Gönderi esnasında yeni paketlerin de geldiği durumda, Ozcelik vd. (2012)'de GTZE problemi yeniden çözülmüştür. İki alıcılı paralel ya da sönümlenen tümegönderim kanalları için GTVE problemi, limitli pil kapasitesi ve çevrimdışı kanal durum bilgisi varsayımları altında Özel vd. (2013)'te ele alınmıştır. Burada, toplam gücün yönlü su doldurma ile belirlenmesinin ardından, güç bölüştürme ile veri çıkış bölgeleri enbüyüklenmiştir.

Kablosuz kanallarda işbirliği denildiğinde, hemen her zaman kullanıcıların birbirlerinin verilerin yönlendirerek yardımlaşması akla gelmektedir. Öte yandan, enerji hasadı bağlamında, yepyeni bir işbirliği imkanı doğmaktadır. Çok kullanıcıli sistemlerde kullanıcılar, kanal durumları, mevcut veri kuyrukları, enerji durumları gibi parametrelere bakarak, birbirlerine doğadan hasat ettikleri enerjiyi doğrudan transfer etmeyi tercih edebilirler. Henüz iletişim alanında ağırlıklı olarak akademik bir egzersiz olarak işlenmesine karşın, endüktif kuplaj gibi yöntemlerle kablosuz enerji transferinin mümkün olduğu bilinmektedir, bkz. Kurs vd. (2007). Enerji hasat eden iletişim sistemlerinden bir aktarım kanalında, vericinin hasat ettiği enerjinin bir bölümünü kendisine yardım eden aktarıcıya belirli bir kayıpla gönderebildiği durumda, kaynak ve aktarıcı için GTVE problemini çözen en iyi enerji yönetimi teknikleri farklı aktarıcı ilk enerji durumu varsayımları altında Gurakan vd. (2012a)'da bulunmuştur. İki yönlü gönderim ve çoklu erişim kanallarında benzer bir enerji işbirliği problemi, enerji transferinin yine tek yönlü olabildiği durumda Gurakan vd. (2012b)'de çözülmüştür. İki yönlü kanalda genellenmiş iki boyutlu yönlü su doldurma algoritması kullanılırken, çoklu erişim kanallarındaki optimal stratejinin kullanıcıların önceliklerine bağlı olarak değiştiği gözlemlenmiştir. İki yönlü kanalda toplam veri hızını eniyilemeyi sağlayan benzer bir çözüm Gurakan vd. (2013b)'de verilmiştir. Bu sonuçların güncel ve detaylı bir derlemesine Gurakan vd. (2013a)'de ulaşılabilir. Gurakan vd. (2012b)'deki modelde enerji işbirliğinin iki yönlü olduğu durumda ise, toplam kapasiteyi eniyileyen gönderim teknikleri Tutuncuoğlu ve

Yener (2013)'te elde edilmiştir.

Yukarıda sıralanan, ve bu projede ele alınan modellerde kullanılan teknik ve yaklaşımlar için birer temel teşkil eden yayınlara ilave olarak, enerji hasadı konusunda son yıllarda daha pek çok kayda değer model ve problem ele alınmıştır. Örneğin, Orhan vd. (2012)'de, yalnızca gönderimin değil, veri işlemenin bir enerji maliyeti olduğu hesaba katılarak GTVE problemi çözülmüştür ki, bu yaklaşım, bu projede ele alınan daha kapsamlı veri işleme maliyetli işbirliği konusuna bir temel teşkil etmektedir. Enerji depolama işleminin kayıplı olduğu durumların etkileri, Tutuncuoğlu ve Yener (2012b) ve Tutuncuoğlu vd. (2015)'te incelenmiştir. Kullanılabilir güç değerlerinin sonlu bir kümeden değer aldığı, ve Markov yapılı bir enerji hasadı sürecinin varsayıldığı bir durumda, dinamik programlama yaklaşımı ile optimal çevrimdışı, çevrimiçi ve optimale yakın buluşsal çevrimiçi hız ve güç uyarlama çözümleri Bacinoğlu ve Uysal-Biyikoglu (2013) ve Bacinoğlu ve Uysal-Biyikoglu (2014)'te elde edilmiştir. Vericilerin yanısıra alıcıların da enerji hasat ettiği ve bunu genel bir fayda fonksiyonunu eniyileyecek şekilde kullandığı bir model Tutuncuoğlu ve Yener (2012a)'da ele alınmıştır. Tümeğönderim kanallarında toplam veri hızını eniyikerken oransal adillik kısıtının gözetildiği problemler, Tekbiyik vd. (2013a) ve Tekbiyik vd. (2013b) ve Tekbiyik vd. (2013c)'te çözülmüştür. Enerji hasat eden iletişim sistemlerinin analizine alternatif bir yaklaşım olarak, Blasco vd. (2013)'te öğrenmeye dayalı eniyilemenin kullanılması önerilmiştir. Enerji hasat eden ağlarla ilgili nispeten yeni bir derlemeye Erkal vd. (2012)'te ulaşılabilir.

Görüldüğü üzere, enerji hasadı konusu çok kısa bir dönemde pek çok farklı kanal modeli ve varsayım altında incelenmiş olmasına karşın, bu projenin başlangıcına dek işbirlikli çoklu erişim kanallarında incelenmemiştir. İşbirlikli çoklu erişimin kökleri, bilgi kuramsal bir model olan genel lenmiş geribeslemeli çoklu erişim kanalına dayanır. Bu kanal modeli ilk olarak Carleial (1982)'de ele alınmış olup, bilinen en büyük erişilebilir veri hızı bölgesi Willems vd. (1983)'te blok Markov kodlama ve geriye doğru kodçözme adı verilen tekniklerle elde edilmiştir. Bu modelin sinyallerin servestçe yayıldığı ve ek bilgi oluşturduğu kablosuz iletişim kanallarına uygulanabileceği Sendonaris vd. (2003)'te farkedilmiş, ve model Gauss gürültülü kanallara uygulanmıştır. Kaya ve Ulukus (2007a)'da, işbirlikli sönümlenmeli bir çoklu erişim kanalı için erişilebilir veri hızları güçler cinsinden eniyilenmiştir. İşbirlikli çoklu erişim kanalı modelinin enerji hasat edilen bir senaryoda incelenmesi çok ilginç bir problemdir, zira hem bu model, tek yönlü aktarım kanallarının aksine belli bir hiyerarşi ve görevlendirme (örneğin, düğümlerden birinin aktarıcı olarak sabitlenmesi gibi) gerektirmediğinden enerji hasadının uygulanmasının en muhtemel olduğu tasarsız ağlara ve duyarga ağlarına daha uygundur, hem de farklı kullanıcılarda hasat edilen enerjinin yine tüm kullanıcıların veri transferi için kullanılabilir olması, gerçek anlamda bir enerji çeşitlemesini, işbirliği çeşitlemesine ek olarak beraberinde getirmektedir.

Tüm bunların ışığında, bu projenin konusu, düğümlerin enerji hasat ettiği işbirlikli çoklu erişim kanalları için uygun modellerin geliştirilmesi ve en iyi gönderim stratejilerinin bulunmasıdır. Yukarıdaki literatür özetinde anılan gönderilen toplam veri miktarının enbüyüklenmesi yaklaşımı bu projede ele aldığımız tüm problemlerin ortak paydasıdır. Kullanıcıların hasat ettikleri enerjiyi depoladıkları bataryaların sonlu ve sonsuz olduğu durumlar proje kapsamında ayrı ayrı ele alınmıştır. İşbirliği stratejisi olarak çöz-ilet tipi stratejiler ele alınmış, en iyi güç tahsisi teknikleri bulunmuştur. Gönderi harici işlemlerin enerji maliyetleri gibi konular da proje kapsamında incelenmiştir. Ele alınan modelin aktarım ve çoklu erişim kanallarını bir araya getirmesi nedeniyle, çevrimiçi algoritmaların çözümlerinin anlamlandırılabilir genel bir çerçeve oluşturmasının zor olduğu düşünüldüğünden, kanal ve enerji geliş durumlarının önceden bilindiği varsayılmış, dinamik programlamaya dayalı çevrimiçi yaklaşımlar proje kapsamı dışında tutulmuştur.

GEREÇ, YÖNTEM VE BULGULAR

Bu projede, enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanal modeli bilgi ve iletişim kuramsal olarak, farklı kısıtlar altında ele alınmıştır. Giriş bölümünde de özetlediğimiz, ele alınan farklı modeller ve bulgular, aşağıda ayrı birer bölüm olarak sunulacaktır.

1 Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalında Gecikme Kısıtlı Veri İşbirliği

1.1 Giriş

Kullanılabilir enerji kaynaklarımızın hızla tükenmesi ve ileri teknolojinin getirdiği elektronik atıkların yarattığı çevre kirliliğinin artması gibi etkenler, yenilenebilir enerji kaynaklarıyla çalışan yeni nesil haberleşme sistemlerinin geliştirilmesine yönelik adımlar atılmasına yol açmaktadır. Bu duruma, kablosuz sensör ağlarıyla donatılan ama düzenli olarak pil değiştirmenin mümkün olmadığı alanlarda, örneğin kırsal bölgelerdeki ormanlık alanlarda, çevreden hasat edilen enerjinin kablosuz sensörler için kullanılması örnek olarak verilebilir. Bu tip durumlarda enerji hasat teknolojisi, kablosuz sensör ağ ömrünün pil kapasitesi gibi fiziksel kısıtlardan kurtulmasında etkin bir çözüm olarak görülmektedir.

Son yirmi yılda ağların enerji verimliliği üzerinde yapılan birçok araştırma olmasına karşın, enerji hasat kısıtlarının bilgi-kuramsal modellere dahil edilip, bilinen kanalların kapasitelerinin bu yeni kısıtlar altında yeniden türetilmesine yönelik çalışmalar daha yenidir. Enerji hasat eden haberleşme sistemlerinin kapasiteleri üzerine yapılan ilk çalışma, Özel ve Ulukus (2010), tek kullanıcı toplandır beyaz Gauss gürültülü (TBGG) kanal üzerinedir. Sözü geçen makalede, Shannon'un geleneksel ortalama güç kısıtlı model için sunduğu rasgele kodlama şeması, vericinin rasgele enerji hasat ettiği duruma uygulanmıştır. Sunulan modeldeki vericinin enerji hasat etme hızının olasılıksal beklenen değeri ile geleneksel Gauss kanalındaki ortalama iletim gücünün alabileceği en yüksek değerin aynı olduğu durumda, makalede önerilen "sakla-ve-ilet" ve "maksimum-efor" iletim politikalarının Gauss kanal kapasitesine ulaştığı ispatlanmıştır. Sonuç olarak yakın zamanda, farklı kanallar üzerinden haberleşen enerji hasat eden sistemlerin kapasitelerinin bulunabileceği fikri, oluşmuş ve enerji hasat kalıplarının önceden bilindiği durumlar için kanal kapasitelerini eniyileyecek iletim politikalarını araştırılmaya başlanmıştır.

Enerji hasat eden sistemler için iletim politikaları genellikle iki amaç doğrultusunda biçimlendirilir: gönderim tamamlama zamanının enküçüklenmesi (GTZE) ve gönderilen toplam veri miktarının enbüyüklenmesi (GTVE). Bir alıcı ve bir vericiden oluşan bir haberleşme sistemi için, GTZE problemi, Yang ve Ulukus (2010)'da tüm verinin paketler halinde gönderim başlama-

dan önce vericide hazır bulunduğu durum için çözülmüştür. Yang ve Ulukus (2012b)'de ise aynı problem, verinin paketler halinde gönderim boyunca vericiye ulaştığı durum için çözülmüştür. GTVE problemi, tek alıcı-verici çifti için ve vericinin kısıtlı enerji depolama kapasitesine sahip olduğu durum için Tutuncuoğlu ve Yener (2011b)'de çözülmüştür. Ayrıca, GTZE ve GTVE problemlerinin, aynı enerji hasat kalıpları ve kanal durumları için birbirlerine eşlenik oldukları Tutuncuoğlu ve Yener (2012c)'de gösterilmiştir. Kayıplı bir enerji belleğine sahip bir verici ile bir alıcının oluşturduğu haberleşme sistemi için iletim politikaları ise Devillers ve Gunduz (2011)'de sunulmuştur.

Enerji hasat eden çok düğümlü ağ modelleri için iletim politikaları da yakın zamanda geliştirilmiştir. Yang ve Ulukus (2012a)'da GTZE problemi üzerinde iki verici ve bir alıcının haberleştiği çoklu erişim kanalı için çözülmüştür. Burada eniyileme problemi çevrimdışı olarak çözülmüştür. Çevrimdışı modelde, enerji hasat kalıbı bilgisi gönderim başlamadan önce vericide mevcuttur. Buna ek olarak gönderilmesi gereken tüm veri de gönderim başlamadan önce paketler halinde vericide bulunmaktadır. Gönderim süresi, öncelikle vericinin göndermesi gereken tüm verinin iletildiği "eniye gönderim bölgesi"nin tüm gönderim süreleri için bulunup sonra bunların içinden en küçük gönderim süresine sahip olan politikanın çıkarılmasıyla enküçüklenmiştir. Gunduz ve Devillers (2011)'de, enerji hasat edebilen kaynak vericinin enerji hasat edebilen röle üzerinden bir alıcıya gönderim yaptığı bir haberleşme sistemi modellenmiştir. Bu sisteme ait GTVE problemi biçimlendirilmiş ve rölenin tek-yönlü ve çift yönlü olduğu iki farklı durumu incelenmiştir. Rölenin çift yönlü olduğu durumda, sistemde toplam gönderilen veri miktarının eniyilenmesi ile kaynak ve rölenin sırasıyla röleye ve alıcıya yolladığı toplam veri miktarını diğerini düşünmeden eniyilemesinin birbirine denk problemler olduğu ispatlanmıştır. Rölenin tek yönlü olduğu durumda eniyi gönderim politikası, kaynağın yalnızca gönderim başlamadan önce enerji hasat ettiği özel durum için bulunmuştur. Kaynaktan alıcıya bir doğrudan kanalın var olduğu 3 düğümlü sistem için GTVE problemi Huang vd. (2013)'te biçimlendirilmiştir. Bahsi geçen makaledeki haberleşme problemi, gecikme kısıtlı ve gecikme kısıtsız olmak üzere iki farklı kodçözme stratejisi altında analiz edilmiştir. Gecikme kısıtlı iletişimde tüm kodsözcükler tek iletim bloğunda yollanıp kodçözülürken, gecikme kısıtsız iletişimde tüm veri paketlerin kodçözümü, eniyilenen haberleşme sürecinin son bloğuna kadar bekleyebildiği bu modelde, gecikme kısıtlı haberleşmede, kaynak ve röle iletim gücü eniyilemesinin ayrıştırılmadan birlikte çözülmek zorunda olduğu gösterilmiştir.

Yang ve Ulukus (2012a)'da sunulan modelde, iki düğümden aynı anda veri gönderimi mümkün kabul edilmekle birlikte, enerji kısıtlı ağlarda elzem olabilecek işbirlikçi strateji önerilmemiştir. Gunduz ve Devillers (2011) ve Huang vd. (2013)'te sunulan modellerde ise 2 düğümden aynı anda veri gönderimine izin verilmemiştir. Bu makalelerde sunulan modellerde kaynağa röle tahsis edil-

miş olup bu durum, bizim bu projede sunduğumuz modelden farklı olarak, karşılıklı işbirlikçi senaryoya uymamaktadır. Biz, araştırmamızda işbirlikçi çoklu erişim kanalı üzerinden gönderim yapan ve enerji hasat eden iki verici için eniyi iletim politikalarını türetiyoruz. Bu çerçevede, enerji hasat kalıplarının her iki kullanıcı tarafından çevrimdışı olarak bilindiğini, kullanıcıların kendi bilgilerini üretip veri paketleri halinde kodladığını ve tüm bu paketlerin her kullanıcıda gönderim süreci başlamadan önce hazır bulunduğunu varsayıyoruz. Amacımız, belli bir gönderim süresi sonunda iki kullanıcının birlikte ulaşabileceği gönderim bölgesini enbüyütmektir. Bilgi paketleri, kullanıcılarda Markov kodlamasıyla kodsözcüklere bloklar halinde kodlanarak, diğer kullanıcıya ve alıcıya yollanmaktadır. Böylece her kullanıcı bir diğeri için röle vazifesi görmektedir. Bu stratejinin, geleneksel enerji kısıtları altında veri hızını, kullanıcı işbirliği çeşitlenmesi sayesinde, önemli derecede artırdığı bilinmektedir, Sendonaris vd. (2003). Bu bölümde, bu iyileşmenin enerji hasat eden vericiler kullanılmasıyla sağlanan ilave enerji çeşitlenmesinin de katkısıyla daha da belirgin olarak görülebileceğini gösteriyoruz.

1.2 Kodlama, Kodçözme ve Erişilebilir Veri Hızları

Bu bölümde Şekil 1'de gösterilen, üzerinde enerji hasat edebilen vericilerin haberleştiği işbirlikçi çoklu erişim kanal modelini ele alıyoruz. Enerji hasadı zaman dilimli bir süreç olarak modellenmiş olup, her i 'nci zaman dilimi başında E_{ki} değerinde bir enerji paketi k 'inci kullanıcıya ulaşmaktadır. Burada $k = 1, 2$ ve $i = 1, \dots, N$ olarak tanımlanmıştır. Bir kullanıcıya gelen her enerji paketi, sadece haberleşme amacı doğrultusunda kullanılıp, kullanıcının enerji belleğinde sonraki zaman dilimlerinde kullanılmak üzere saklanabilmektedir. Tüm zaman dilimleri eşit ve $T = 1$ saniye uzunluğunda kabul edilmiştir.

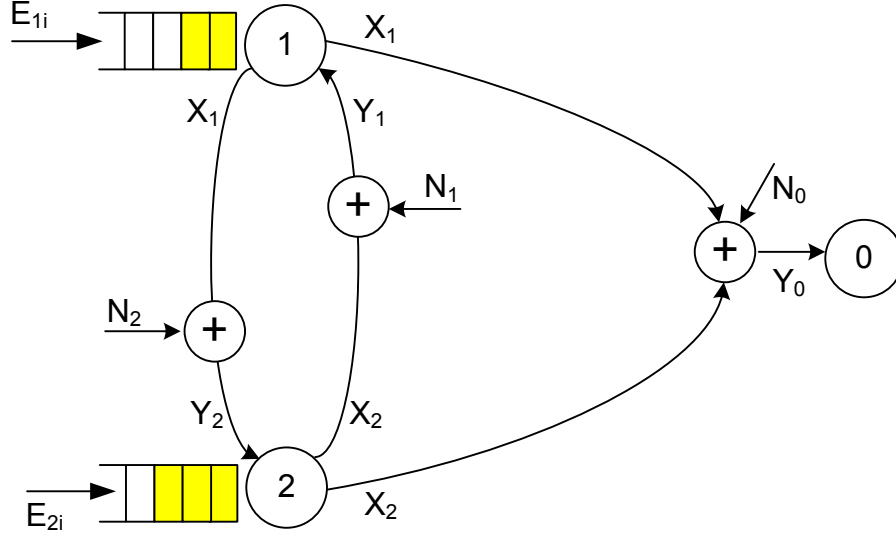
Düğüm 0 ile gösterilen alıcıda ve düğüm 1 ve 2 ile gösterilen kullanıcılarda gözlemlenen gürültülü sinyaller, her i 'nci zaman dilimi için sırasıyla

$$\mathbf{Y}_{0i} = \mathbf{X}_{1i} + \mathbf{X}_{2i} + \mathbf{N}_{0i}, \quad (1)$$

$$\mathbf{Y}_{1i} = \mathbf{X}_{2i} + \mathbf{N}_{1i}, \quad (2)$$

$$\mathbf{Y}_{2i} = \mathbf{X}_{1i} + \mathbf{N}_{2i}, \quad (3)$$

olarak verilmiştir. Burada, \mathbf{X}_{ki} , k 'inci kullanıcının yolladığı kodsözcüğünü, \mathbf{N}_{0i} , \mathbf{N}_{1i} ve \mathbf{N}_{2i} ise o düğümdeki toplam beyaz Gauss gürültü (TBGG) vektörünü simgelemektedir. Vericilerdeki gürültü bileşenleri, aynı σ^2 varyanslı, bağımsız ve özdeşçe dağılmış (b.ö.d.) haldedir. Alıcıdaki gürültü bileşeni ise σ_0^2 varyanslı ve yine b.ö.d.dir. Bu modelde, kullanıcılar arası kanalın alıcıya giden direkt kanaldan daha güçlü olduğu, yani $\sigma_0^2 > \sigma^2$ varsayılmıştır. Ayrıca vericilerdeki gürültü



Şekil 1: Enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanal modeli.

varyansı, genelliği bozmadan $\sigma^2 = 1$ olarak normalize edilmiştir. Bir zaman dilimi boyunca bir kullanıcı, kanala, $n, B \rightarrow \infty$ olacak şekilde nB defa erişir. Altbloklar $b = 1, \dots, B$ ve işbirlikçi partner $j = 1, 2, j \neq k$ olmak üzere, bir i 'nci zaman dilimi ve b 'inci altblok için, k 'inci kullanıcı, n uzunluğundaki $\mathbf{x}_{kji}(b) \triangleq \mathbf{x}_{kji}(w_{ki}(b))$ kodsözcüğünü kullanarak, j 'inci işbirlikçi partnerine $w_{ki}(b)$ mesajını yollar. Bu sırada k ve j 'inci kullanıcılar, sırasıyla bir önceki altblokta değiş-tokuş edilmiş $w_{ji}(b-1)$ ve $w_{ki}(b-1)$ mesajlarını kodçözer ve n uzunluğundaki ortak $\mathbf{u}_i(b) \triangleq \mathbf{u}_i(w_{ki}(b-1), w_{ji}(b-1))$ sözcüğü oluştururlar. Her b 'inci altblok'ta $\mathbf{x}_{kji}(b)$ ve $\mathbf{u}_i(b)$ sözcükleri birleştirilip kanala yollanır. $\mathbf{X}_{kji} = [\mathbf{x}_{kji}(1), \dots, \mathbf{x}_{kji}(B)]$ ve $\mathbf{U}_i = [\mathbf{u}_i(1), \dots, \mathbf{u}_i(B)]$ olarak ifade edilirse, her i 'inci zaman diliminde kullanıcıların yolladığı kodsözcükler

$$\mathbf{X}_{1i} = \sqrt{p_{12i}}\mathbf{X}_{12i} + \sqrt{p_{U1i}}\mathbf{U}_i, \quad i = 1, \dots, N, \quad (4)$$

$$\mathbf{X}_{2i} = \sqrt{p_{21i}}\mathbf{X}_{21i} + \sqrt{p_{U2i}}\mathbf{U}_i, \quad i = 1, \dots, N, \quad (5)$$

olarak yazılabilir. Burada p_{kji} ve $p_{U_{ki}}$, i 'nci zaman diliminde yollanan kodsözcüklerle ilişkili güçleri simgeler ve ileride kanıtlanacağı üzere her zaman diliminde sabit tutulmak zorundadır. Alıcıdaki kodçözümü, zaman dilimi sonunda yani alıcının nB uzunluğundaki kodsözcük bloğunu almasından sonra, geri kodçözümü kullanılarak yapılır. Bu strateji, i 'nci zaman diliminde yaratılan ortak bilginin yine i 'nci zaman diliminde yollanmasına, yani gecikme kısıtlı modele denk

gelmektedir. p_{kji} ve $p_{U_{ki}}$ ile ifade edilen haberleşme güçleri, her i için

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{12i} + p_{U_{1i}} \triangleq \sum_{i=1}^{\ell} p_{1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i}, \quad \ell = 1, \dots, N, \quad (6)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{21i} + p_{U_{2i}} \triangleq \sum_{i=1}^{\ell} p_{2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i}, \quad \ell = 1, \dots, N, \quad (7)$$

eşitsizliklerini sağlamak zorundadır. (6) ve (7) ifadeleri, $T = 1$ olmasından ve haberleşme aralığının her anında toplam harcanmış enerjinin toplam hasat edilmiş enerjiden yüksek olamaması kısıtından ileri gelmektedir.

Şimdi önerdiğimiz kodlama/kodçözme politikasıyla ulaşılabilen gönderim alanını tanımlayabiliriz. $\mathbf{p} \triangleq \{\mathbf{p}_{12}, \mathbf{p}_{21}, \mathbf{p}_{U_1}, \mathbf{p}_{U_2}\}$, her elemanın, $i = 1 \dots N$ zaman dilimlerine ait alt-güçleri içeren bir satır vektör olduğu iletim güçleri vektörü olsun. İşbirlikçi kullanıcıların haberleştiği çoklu erişim kanalı ve (6)-(7) kısıtlarını sağlayan olurlu güç vektörü için, i 'nci zaman dilimindeki (R_{1i}, R_{2i}) iletim hızı çiftine eğer

$$R_{1i} < \frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}), \quad (8)$$

$$R_{2i} < \frac{1}{2} \log(1 + p_{21i}), \quad (9)$$

$$R_{1i} + R_{2i} < \frac{1}{2} \log\left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}\right). \quad (10)$$

ifadeleri sağlanıyorsa ulaşılabılır. Burada

$$S_{P1} = \sigma_0^2 + p_{1i} + p_{2i} + 2\sqrt{p_{U_{1i}}p_{U_{2i}}}. \quad (11)$$

olarak tanımlanmıştır. Tüm zaman dilimleri eşit ve $T = 1$ uzunluğunda olduğu için, her k 'inci kullanıcı tarafından yollanan toplam bit miktarı $B_k = \sum_i R_{ki}T = \sum_i R_{ki}$ ifadesiyle bulunabilir. Böylece ulaşılabılır gönderim alanı, (8)-(10)'daki iletim hızı kısıtları ve (6)-(7)'deki enerji öncüllüğü kısıtlarıyla gerçekleştirilebilen $\{B_1, B_2\}$ çifti olarak tanımlanır. Her çoklu erişim kanalının ulaşılabılır gönderim alanı için geçerli olduğu gibi, burada da gönderim alanı tipik zaman-paylaşımı argümanından ötürü içbükeydir. Bu nedenle herhangi bir enerji hasat kalıbı için, gönderim alanındaki her nokta $0 \leq \mu_1 \leq 1$ ve $0 \leq \mu_2 \leq 1$ öncülüyle

$$B_{\mu} \triangleq (\mu_1 B_1 + \mu_2 B_2) = \sum_i (\mu_1 R_{1i} + \mu_2 R_{2i}) \triangleq \sum_i R_{\mu i} \quad (12)$$

ile verilen ağırlıklı toplam ifadesinin enbüyütmesiyle bulunabilir. Bu sayede gönderim alanına,

farklı $[\mu_1, \mu_2]$ çiftleri için $B_{\boldsymbol{\mu}}$ değerlerinin bulunması ve oluşan iletim hızları kümesinin sınır noktalarını içeren dışbükey zarfın biçimlendirilmesiyle ulaşılabilir. (8)-(10) ile verilen iletim hızı kısıtları, (12) ifadesi içine yerleştirilerek, $B_{\boldsymbol{\mu}}$

$$B_{\boldsymbol{\mu}} = \sum_{i=1}^N \frac{\mu_1 - \mu_2}{2} \min \left\{ \log(1 + p_{12i}), \log \left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2} \right) \right\} + \frac{\mu_2}{2} \min \left\{ \log \left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2} \right), \log(1 + p_{12i}) + \log(1 + p_{21i}) \right\}, \quad (13)$$

kapalı formunda yazılabilir. Burada genelliği bozmadan $\mu_1 > \mu_2$ olarak varsayılmıştır. Bir sonraki alt bölümde, ele alınan gönderim alanı en iyileme problemi detaylandırılacaktır.

1.3 Ulaşılabilir Gönderim Bölgesi ve Eniyi İletim / İşbirliği Planlaması

Gönderim alanı eniyilenmesi problemini biçimlendirip çözmek için, öncelikle amaç fonksiyonunun ve bu fonksiyonu enbüyüten iletim gücü tahsisatının bazı kilit özellikleri kanıtlanmıştır.

Önsav 1 *Tüm $[\mu_1, \mu_2]$ değerleri için, ağırlıklı gönderim fonksiyonu $B_{\boldsymbol{\mu}}$, \mathbf{p} güç vektöründe içbükeydir.*

İspat: İçbükey fonksiyonların doğrusal katışımı da içbükey olduğundan, tam kanıt için (13) içindeki her terimin içbükey olduğunu göstermek yeterlidir. İletim hızı bileşenleri $\log(1 + p_{12i})$ ve $\log(1 + p_{21i})$, \mathbf{p} vektöründe içbükeydir. Ayrıca $2\sqrt{p_{U_1i}p_{U_2i}}$ ifadesinin de \mathbf{p} vektöründe içbükey ve artan olması, $\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}$ ifadesini \mathbf{p} vektöründe içbükey ve artan yapar. Bu nedenle, $\log \left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2} \right)$ terimi, içbükey ve artan olan $\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}$ ifadesine bağlı bir içbükey logaritma fonksiyonudur ve içbükeydir. Son olarak, iki içbükey fonksiyonun enküçüklemesinin de içbükey bir fonksiyon olması $B_{\boldsymbol{\mu}}$ teriminin içbükey olduğuna kanıttır. ■

Sıradaki çıkarım, her alt-kodsözcük için zaman dilimi boyunca sabit kalan iletim gücü kullanılmasını gerekli kılmaktadır.

Doğal Sonuç 1 *Bir i 'nci zaman diliminde, her alt-kodsözcük için p_{12i} , p_{21i} , p_{U_1i} ve p_{U_2i} iletim güçleri, o zaman dilimi boyunca sabit tutulmak zorundadır.*

İspat: Bu çıkarım, (13) ile verilen ağırlıklı gönderim fonksiyonunun içbükey olması ve Yang ve Ulukus (2012b, Önsav 2) ile verilen eniyileme argümanı kullanılarak kanıtlanabilir. ■

Önsav 2 *Ağırlıklı gönderim alanı ifadesini enyükselten güç tahsisat politikasını, sadece*

$$(1 + p_{12i})(1 + p_{21i}) = \left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}\right) \quad (14)$$

eşitliğini sağlayan politikaları inceleyerek bulmak mümkündür. Ayrıca, $\mu_1 = \mu_2 = 1$ özel durumunda eniyi iletim gücü tahsisat politikası, (14) eşitliğini sağlamak ve işbirlikçi alt-güçleri $p_{U_{1i}}$, $p_{U_{2i}}$ her zaman diliminde sıfırdan farklı olmak zorundadır.

İspat: Önsavın öncelikle ikinci kısmını kanıtlayalım. $\mu_1 = \mu_2 = 1$ eşitliği durumunda, (12) ifadesinin ilk terimi yok olur. İkinci terimi ise enküçükleme operasyonunun içindeki terimler birbirine eşit olduğunda enyükseltmiş olur. Bunu görmek için, bir zaman diliminde $\log(1 + p_{12i}) + \log(1 + p_{21i}) > \left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}\right)$ eşitsizliğini sağlayan eniyi toplam iletim gücü değerlerini bildiğimizi varsayalım. Her kullanıcının tükettiği toplam enerji miktarını sabit tutarken, $\log(1 + p_{12i}) + \log(1 + p_{21i}) = \left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}\right)$ sağlanana kadar p_{12i} ve p_{21i} için ayrılmış güçlerin bir kısmını, sırasıyla $p_{U_{1i}}$ ve $p_{U_{2i}}$ güçlerine aktarabiliriz. Bu işlem iki terimin enküçüklemesini artırdığından bu durum, başlangıç altgüçlerinin eniyi olmasına aykırı bir durum teşkil eder. Benzer bir aykırılık argümanı, ters sıralama için de kullanılabilir. Bu iki fonksiyon bir noktada kesinlikle kesiştiğinden, ikisinin enküçüklemesi her zaman terimler birbirine eşit olduğunda en yüksek değerini alır. Ayrıca $\sigma_0^2 > 1$ olduğu için, $p_{U_{1i}}$ ve $p_{U_{2i}}$ güçlerinden birini sıfıra eşitlemek, $\log(1 + p_{12i}) + \log(1 + p_{21i}) > \left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}\right)$ ile sonuçlanır ve bu, eniyi iletim politikasında, işbirlikçi kodsözcüklerini, enerji hasat kalıbından ya da önceliklerden bağımsız olarak, kanala iletmek gerektiğini gösterir.

Rasgele μ_1 ve μ_2 değerleri için, (12) ile verilen ağırlıklı gönderim alanı ifadesinin ilk enküçükleme operasyonunun sonucu $\log(1 + p_{12i})$ olmak zorundadır; yoksa (12) ifadesindeki her iki terim p_{12i} yerine $p_{U_{1i}}$ artırılarak artırılabilir. Bu durumda, $\left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}\right) > \log(1 + p_{12i}) + \log(1 + p_{21i})$ eşitsizliği mümkün olmaz; çünkü böyle bir durumda $\log(1 + p_{12i}) + \log(1 + p_{21i})$ ifadesi $p_{U_{1i}}$ azaltılarak daha da artırılabilir. Sonra, eniyi iletim gücü politikası için $\log(1 + p_{12i}) \leq \left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}\right) \leq \log(1 + p_{12i}) + \log(1 + p_{21i})$ eşitsizliğinin sağlanması gerekir ve (12) ifadesinin enyükseltmesi için, birinci ve ikinci eşitsizliklerden biri eşitlikle sağlanmak zorundadır. Eğer ikinci eşitsizlik eşitlikle sağlanırsa, bu önsava kanıttır. Eğer birinci eşitsizlik eşitlikle sağlanırsa, aynı ağırlıklı iletim alanına $p_{21i} = 0$ eşitlemesiyle ulaşılabilir. Bu durumda ikinci eşitsizlik yine eşitlikle sağlanır ve bu da önsava kanıttır. ■

Artık gönderim alanı enyükseltme problemi

$$\mathbf{P1} : \max_{\mathbf{p}} \sum_{i=1}^N R_{\mu i} \quad (15)$$

$$\text{s.t. } \sum_{i=1}^{\ell} p_{12i} + p_{U_1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i}, \quad (16)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{21i} + p_{U_2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i}, \quad (17)$$

$$R_{\mu i} \leq \frac{\mu_1}{2} \log(1 + p_{12i}) + \frac{\mu_2}{2} \log(1 + p_{21i}), \quad (18)$$

$$R_{\mu i} \leq \frac{\mu_1 - \mu_2}{2} \log(1 + p_{12i}) + \frac{\mu_2}{2} \log\left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}\right). \quad (19)$$

şeklinde biçimlendirilebilir. (15) ile verilen problem, $2N$ adet dışbükey iletim hızı kısıtı ve $2N$ adet doğrusal enerji öncüllüğü kısıtından oluşur. Amaç fonksiyonu da dışbükey olduğundan, (15) bir dışbükey eniyileme problemidir. Her bir kısıta eksi olmayan λ_{1i} , λ_{2i} , γ_{1i} ve γ_{2i} Lagrange çarpanlarını eşleyerek,

$$\lambda_{1\ell} \sum_{i=1}^{\ell} (p_{1i} - E_{1i}) = 0, \quad (20)$$

$$\lambda_{2\ell} \sum_{i=1}^{\ell} (p_{2i} - E_{2i}) = 0, \quad (21)$$

$$\gamma_{1i} \left[R_i - \frac{\mu_1}{2} \log(1 + p_{12i}) - \frac{\mu_2}{2} \log(1 + p_{21i}) \right] = 0, \quad (22)$$

$$\gamma_{2i} \left[R_i - \frac{\mu_1 - \mu_2}{2} \log(1 + p_{12i}) + \frac{\mu_2}{2} \log\left(\frac{S_{P1}}{\sigma_0^2}\right) \right] = 0 \quad (23)$$

ile verilen "tümler gevşeklik" kısıtlarını elde edebiliriz. Ayrıca, Lagrange fonksiyonunun türevi alınarak eniyi çözüm için gerekli ve yeterli KKT koşulları, her i 'nci zaman dilimi için

$$\gamma_{1i} + \gamma_{2i} = 1, \quad (24)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} \leq \frac{\gamma_{1i}\mu_1}{2(1 + p_{12i})} + \frac{\gamma_{2i}(\mu_1 - \mu_2)}{2(1 + p_{12i})} + \frac{\gamma_{2i}\mu_2}{2S_{P1}}, \quad (25)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} \leq \frac{\gamma_{2i}\mu_2(\sqrt{p_{U_1i}} + \sqrt{p_{U_2i}})}{2S_{P1}\sqrt{p_{U_1i}}}, \quad (26)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} \leq \frac{\gamma_{1i}\mu_2}{2(1 + p_{21i})} + \frac{\gamma_{2i}\mu_2}{2S_{P1}}, \quad (27)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} \leq \frac{\gamma_{2i}\mu_2(\sqrt{p_{U_1i}} + \sqrt{p_{U_2i}})}{2S_{P1}\sqrt{p_{U_2i}}}. \quad (28)$$

olarak bulunabilir.

(24)-(28)'de verilen eşitsizlikler, (15)'i çözen güç bileşenlerinin eksi olmama kısıtından kaynaklanmaktadır. Bu nedenle burdaki her bir eşitsizlik, türevinin alındığı güç bileşeni pozitif ol-

duđu takdirde eşitlikle sağlanmalıdır. Sırada, KKT koşullarını bu şekilde sağlatmayı temel alan döngüsel bir algoritma sunuyoruz.

İlk olarak, tüm eniyi λ_{ki} değişkenleri, tanım olarak pozitif ya da sıfırdır. Bu nedenle, "genelleştirilmiş su seviyeleri" olarak adlandırdığımız $(\sum_{\ell=i}^N \lambda_{k\ell})^{-1}$ ifadeleri, ℓ ile artandır. Böylece eniyi güç politikasına, eniyi olmayan bir güç politikasından zaman dilimleri arası güç aktarımı yaparak ulaşabilmemiz mümkün olur. Bu eniyi "su denge noktası"na, önerdiğimiz iki aşamalı bir prosedür ile ulaşılabilir.

1. Aşama: Zaman dilimi içinde güç dağılımı:

Eniyileme süreci, ℓ 'inci zaman dilimindeki güçlerin bir başlangıç değeri, $[p_{1\ell}, p_{2\ell}]$, ile başlar. Bu zaman dilimindeki tüm alt-güç değerlerinin pozitif olduğunu varsaydığımızda, (25) - (28) koşulları eşitlikle sağlanır. Bu eşitliklerle (24) ile verilen ifadeyi birlikte kullanarak

$$\frac{\mu_1}{\mu_2} = \frac{\sqrt{p_{U_1\ell} p_{U_2\ell}} (\sigma_0^2 + p_{1\ell} + p_{2\ell}) + p_{U_1\ell} p_{U_2\ell} + p_{U_2\ell} (1 + p_{1\ell})}{\sqrt{p_{U_1\ell} p_{U_2\ell}} (\sigma_0^2 + p_{1\ell} + p_{2\ell}) + p_{U_1\ell} p_{U_2\ell} + p_{U_1\ell} (1 + p_{2\ell})}. \quad (29)$$

oranını elde edebiliriz. Sonra $p_{U_1\ell}$ değerini, (29) ifadesinden türetilen

$$A p_{U_1\ell} + B \sqrt{p_{U_1\ell}} + C = 0, \quad (30)$$

ikinci dereceden denklemini kullanarak, $p_{U_2\ell}$ cinsinden çözebiliriz. Burada

$$A = \mu_1 (p_{2\ell} + p_{U_2\ell} + 1) - \mu_2 p_{U_2\ell}, \quad (31)$$

$$B = (\mu_1 - \mu_2) \sqrt{p_{U_2\ell}} (\sigma_0^2 + p_{1\ell} + p_{2\ell}), \quad (32)$$

$$C = -\mu_2 p_{U_2\ell} (1 + p_{1\ell}) \quad (33)$$

olarak tanımlanmıştır. $p_{U_1\ell}$ ve $p_{U_2\ell}$, (30) ve 2. Lemma'nin bir sonucu olarak türetilen (14) denklemleri birlikte çözümlenerek bulunabilir. Bu işlem, belli bir $p_{1\ell}$ ve $p_{2\ell}$ çifti için eniyi alt-güç dağılımını verir. Eğer (30) ve (14) denklemlerinin bir $p_{1\ell}$ ve $p_{2\ell}$ çifti için ortak çözüm kümesi boş ise, bu, en az bir alt-gücün sıfır olduğu ve bu alt-güce ait olan KKT koşulunun eşitlikle sağlanmadığı anlamına gelir. Bu durumda, sıfırdan farklı olan alt-güçler (14) uyarınca bulunur.

2. Aşama: Zaman dilimleri arası enerji transferi:

Alt-güçler bulunduktan sonra, $\gamma_{1\ell}$ ve $\gamma_{2\ell}$ Lagrange değişkenleri, (25), (26) veya (27), (28) ikilileri taraf tarafa bölünerek bulunabilir. Sonra, ℓ 'inci zaman dilimi için bulunmuş olan su seviyesi, $v_{k\ell} = (\sum_{i=\ell}^N \lambda_{ki})^{-1}$ ifadesi kullanılarak bulunur. Eğer $v_{k\ell} > v_{k\ell+1}$ gerçekleşirse, ℓ 'inci zaman diliminden $\ell+1$ 'inci zaman dilimine bir enerji akışı gerçekleşir. Bu akıştan sonra 1. ve 2. aşamalar sürekli tekrarlanarak tüm KKT koşulları aynı anda sağlanır. Yukarıda tanımlanmış iki aşamayı

kullanarak, aşağıda işbirlikçi çoklu erişim kanallarda verilen bir enerji hasat kalıbı için eniyi güç dağılımını çıktılardan algoritmayı özetliyoruz.

Algoritma 1 En iyi güç dağılımını bulan genellenmiş su doldurma algoritması.

$\mathbf{E}_1, \mathbf{E}_2$ ve σ_0 'i al

Başlangıç:

for $\ell = 1 : N$ **do**

$p_{1\ell} = E_{1\ell}$ ve $p_{2\ell} = E_{2\ell}$ olarak eşitle.

$p_{12\ell}, p_{21\ell}, p_{U_1\ell}$ ve $p_{U_2\ell}$ alt-güçlerini bul.

$v_{1\ell}$ ve $v_{2\ell}$ su seviyelerini bul.

end for

Gövde:

repeat

for $\ell = N - 1 : -1 : 1$ **do**

if $v_{1\ell} > v_{1\ell+1}$ $v_{2\ell} > v_{2\ell+1}$ **then**

repeat

1. $p_{1\ell}$ ve $p_{1\ell+1}$ 'i değiştirip ℓ ve $(\ell + 1)$ 'inci zaman dilimleri için altgüçleri güncelleyerek $v_{1\ell}$ ve $v_{1\ell+1}$ 'i eşitle.

2. $p_{2\ell}$ ve $p_{2\ell+1}$ 'i değiştirip ℓ ve $(\ell + 1)$ 'inci zaman dilimleri için altgüçleri güncelleyerek $v_{2\ell}$ ve $v_{2\ell+1}$ 'i eşitle.

until $v_{1\ell} = v_{1\ell+1}$ $v_{2\ell} = v_{2\ell+1}$.

else if $v_{1\ell} > v_{1\ell+1}$ **then**

$p_{1\ell}$ ve $p_{1\ell+1}$ 'i değiştirip ℓ ve $(\ell + 1)$ 'inci zaman dilimleri için altgüçleri güncelleyerek $v_{1\ell}$ ve $v_{1\ell+1}$ 'i eşitle.

else if $v_{2\ell} > v_{2\ell+1}$ **then**

$p_{2\ell}$ ve $p_{2\ell+1}$ 'i değiştirip ℓ ve $(\ell + 1)$ 'inci zaman dilimleri için altgüçleri güncelleyerek $v_{2\ell}$ ve $v_{2\ell+1}$ 'i eşitle.

end if

end for

until v_1 ve v_2 azalmayan vektörler olana kadar.

Algoritma 1'in verdiği güç dağılımı ve gönderim alanı, benzetim sonuçları kısmında gösterilecektir.

1.4 Tek Taraflı İşbirliği: Çift Yönlü Gauss Rölesi

Bu bölümde, 1. kullanıcının kaynak, 2. kullanıcının ise 1. kullanıcının rölesi olduğu özel durumu, yani çift yönlü Gauss rölesiyle işbirlikçi haberleşme problemini inceliyoruz. Sonuçların daha önceden buna benzer bir model üzerinde yapılan incelemeler, Huang vd. (2013), ile kıyaslanabilmesi için, burada kanal modeli ufak değişikliklerle yeniden tanımlanmıştır. Şöyle ki, kaynak ile röle ve röle ile alıcı arasındaki kanalların katsayılarının 1 olduğu, alıcı ve kaynak arasındaki kanal katsayısının ise bundan daha küçük olduğu, ($h_{10} < 1$), ve tüm kanal katsayılarının haberleşme boyunca sabit kaldığı varsayılmıştır. Gürültü varyansları da 1'e eşitlenmiştir. Böylece bu özel çift yönlü

Gauss rölesi,

$$\mathbf{Y}_{0i} = \sqrt{h_{10}}\mathbf{X}_{1i} + \mathbf{X}_{2i} + \mathbf{N}_{0i}, \quad (34)$$

$$\mathbf{Y}_{2i} = \mathbf{X}_{1i} + \mathbf{N}_{2i}. \quad (35)$$

şeklinde modellenenir.

Bu modele göre kullanıcılar tarafından yollanan kodsözcükler,

$$\mathbf{X}_{1i} = \sqrt{p_{12i}}\mathbf{X}_{12i} + \sqrt{p_{U_1i}}\mathbf{U}_i, i = 1, \dots, N, \quad (36)$$

$$\mathbf{X}_{2i} = \sqrt{p_{U_2i}}\mathbf{U}_i, \quad i = 1, \dots, N, \quad (37)$$

şeklinde verilir. \mathbf{X}_{2i} ifadesinden de belli olduğu üzere, rölenin tek amacı, her altblokta $\mathbf{u}_i(b)$ oluşturmak ve alıcıya yollanmak üzere kanala iletmektir.

1. kullanıcının iletim hızını enyükseltmeyi hedefleyen **P2** problemi,

$$\mathbf{P2} : \max_{\mathbf{p}} \sum_{i=1}^N R_i \quad (38)$$

$$\text{s. t. } \sum_{i=1}^{\ell} p_{12i} + p_{U_1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i}, \quad (39)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i}, \quad (40)$$

$$R_i \leq \frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}), \quad (41)$$

$$R_i \leq \frac{1}{2} \log(S_{P2}), \quad (42)$$

olarak **P1**'e benzerdir. Burada,

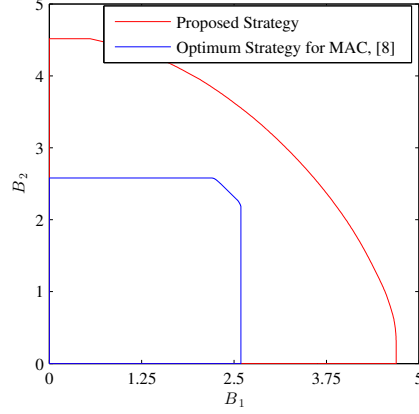
$$S_{P2} = \sigma_0^2 + h_{10}p_{1i} + p_{2i} + 2\sqrt{h_{10}p_{U_1i}p_{U_2i}}, \quad (43)$$

olarak tanımlanmıştır.

Röleli iletim modeli için KKT koşulları

$$\gamma_{1i} + \gamma_{2i} = 1, \quad (44)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} \leq \frac{\gamma_{2i}h_{10}}{2S_{P2}} + \frac{\gamma_{1i}}{2(1 + p_{12i})}, \quad (45)$$



Şekil 2: Aynı enerji hasat kalıbıyla çoklu erişim kanalı üzerinden işbirlikçi ve işbirlikçi olmayan iletim stratejileri için ulaşılabilir gönderim bölgeleri.

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} \leq \frac{\gamma_{2i} \left(h_{10} + \sqrt{\frac{h_{10} p U_{2^i}}{p U_{1^i}}} \right)}{2S_{P2}}, \quad (46)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} \leq \frac{\gamma_{2i} \left(1 + \sqrt{\frac{h_{10} p U_{1^i}}{p U_{2^i}}} \right)}{2S_{P2}}. \quad (47)$$

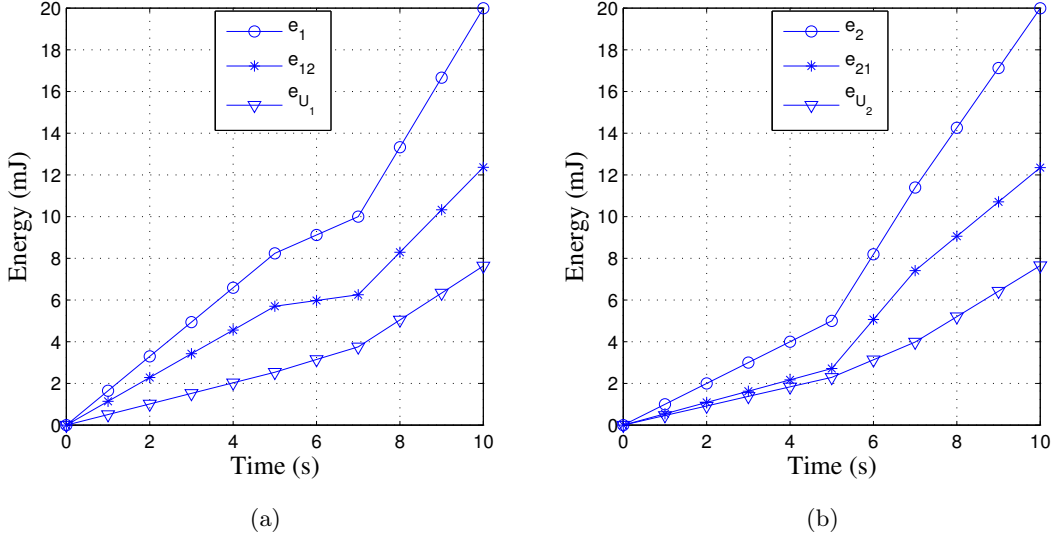
olarak bulunur.

Oluşturulan problemi çözen algoritma ve algoritmanın çıktılacağı çözüm, $\mathbf{P1}$ 'inkilerle benzerdir ve burada detaylı olarak verilmemiştir. Röle problemini çözen algoritmamızın sonuçlarını, algoritmanın çıktısı olan ulaşılabilir gönderim hızını ve bu hızın Huang vd. (2013) makalesindeki buluntularla kıyası sıradaki bölümde verilmiştir.

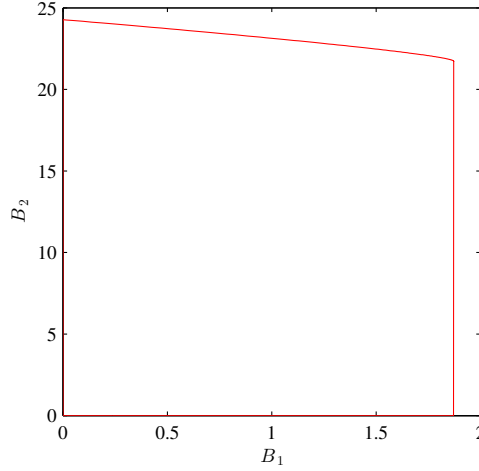
1.5 Benzetim Sonuçları

Bu bölümde, işbirlikçi iletim politikasının, hem çoklu erişim kanalında hem de röleli kanalda ulaşılabilir gönderim alanını nasıl iyileştirdiği gösterilecektir. İlk olarak, enerji hasadı yapan vericilerin haberleştiği çoklu erişim kanalının veri hızı, işbirlikçi olan ve olmayan iki farklı politika altında kıyaslanacaktır. Bu kıyaslama, işbirlikçi politikanın enerji hasadı kısıtları altında çoklu erişim kanalının ulaşılabilir gönderim alanını genişlettiğini göstermektedir. Sonra, röleli kanal için de kanaldan akan veri hızının işbirlikçi politika ile önemli miktarda arttırılabildiği gösterilmektedir. Veri hızının her iki kanaldaki iyileşmesi, benzetim sonuçlarıyla görselleştirilecektir.

Enerji hasat eden kullanıcılar arasında işbirlikçi iletim politikası izlendiğinde, çoklu erişim kanalının ulaşılabilir gönderim bölgesi, Şekil 2'de gösterildiği gibi iyileşmiştir. kullanıcıların enerji hasat kalıpları, aynı büyüklük mertebesinde, 10 saniye süren haberleşme için $\mathbf{E}_1 = [5, 0, 5, 0, 0, 0,$

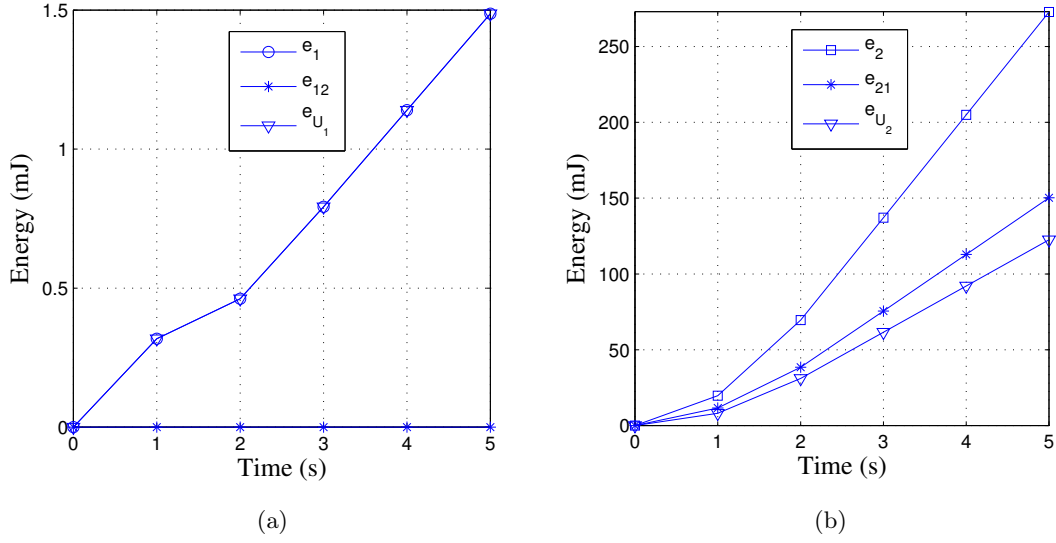


Şekil 3: a) Kullanıcı 1 ve b) kullanıcı 2 için Şekil 2'deki enerji hasat kalıbı altında veri hızını eniyileyen iletim stratejileri.

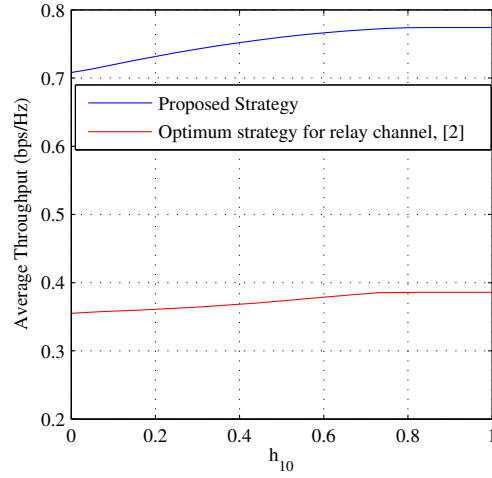


Şekil 4: $\mathbf{E}_1 = [0.44, 0.02, 0.33, 0.42, 0.27]$ mJ ve $\mathbf{E}_2 = [19.71, 82.17, 42.99, 88.78, 39.12]$ mJ için işbirlikçi çoklu erişim kanalında ulaşılabilir gönderim bölgesi.

$[0, 10, 0, 0]$ mJ ve $\mathbf{E}_2 = [5, 0, 0, 0, 0, 10, 0, 0, 5, 0]$ mJ olarak alınmıştır. Gauss gürültüsü varyansının doğrudan kanalda $\sqrt{2}$ kullanıcılar arasındaki kanalda ise 1 olduğu varsayılmıştır. Bu şartlar altında, aynı çoklu erişim kanalında aynı enerji hasat kalıbıyla işbirlikçi politika izlendiğinde, uyguladığımız haberleşme stratejisi, işbirlikçi politika izlenmediğinde elde edilen ulaşılabilir gönderim bölgesini hemen hemen iki katına çıkarmıştır. Şekil 3'de ise toplam veri hızını eniyiselenen iletim stratejimiz gösterilmiştir. Bu şekilde $e_m, m \in \{1, 2, 12, 21, U_1, U_2\}$ değerleri için toplam harcanan enerjiyi ifade etmektedir. Görüldüğü üzere, p_1 ve p_2 (sırasıyla e_1 ve e_2 'nin artış hızı), düzgün artan olmak zorunda değilken, iki kullanıcının her zaman diliminde harcadığı toplam



Şekil 5: a) Kullanıcı 1 ve b) kullanıcı 2 için Şekil 5'teki enerji hasat kalıbı altında veri hızını eniyileyen iletim stratejileri.



Şekil 6: Çift-yönlü kanal için sunduğumuz iletim stratejisinin tek yönlü kanalda eniyi iletim stratejisi ile veri hızı açısından karşılaştırılması.

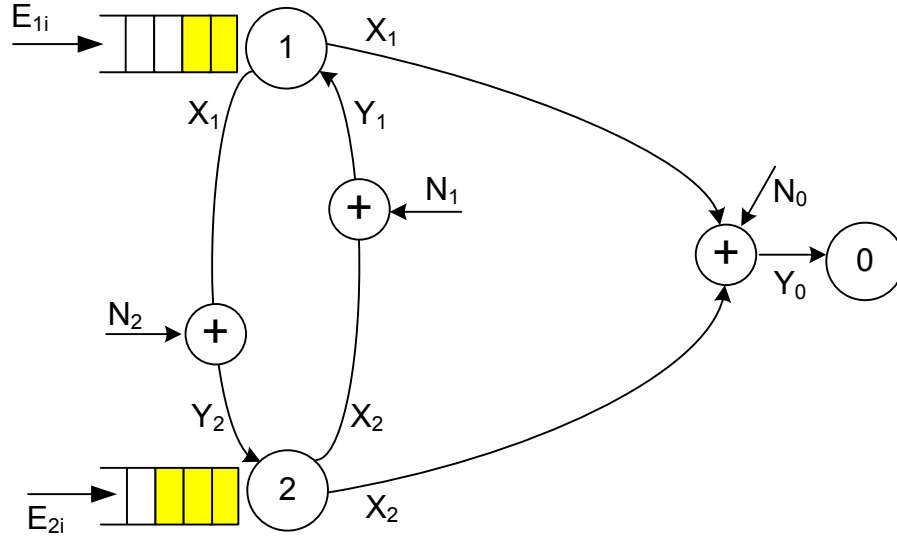
güç, $p_1 + p_2$, düzgün artandır.

İşbirlikçi çoklu erişim kanalında, büyüklük mertebesinde benzer olmayan enerji hasat kalıpları kullanıldığında elde edilen ulaşılabilir gönderim bölgesi, Şekil 4'de gösterilmiştir. $\mathbf{E}_1 = [0.44, 0.02, 0.33, 0.42, 0.27]$ mJ ve $\mathbf{E}_2 = [19.71, 82.17, 42.99, 88.78, 39.12]$ mJ enerji hasat kalıplarına ait toplam veri hızını eniyükselten iletim politikamız ise Şekil 5'de verilmiştir. Şekil 3'de gösteri-

len sonuçlardan farklı olarak burada, büyüklük mertebesi olarak çok daha az enerji hasat eden kullanıcı, kendi ürettiği bilgiyi yollamamaya, ($p_{12} = 0$), ve yalnızca diğer kullanıcının işbirlikçi partneri olarak kalmaya mecbur kalabilmektedir.

Sonra, çift-yönlü işbirlikçi çoklu erişim kanalında uyguladığımız haberleşme stratejimiz, Huang vd. (2013)'te verilen tek-yönlü röle kanalındaki eniyi haberleşme stratejisi ile performans olarak kıyaslanmıştır. Bu karşılaştırma yapılırken her iki modelde aynı enerji hasat kalıpları kullanılmıştır. Şekil 6'de verilen toplam veri hızı karşılaştırmasının gösterdiği gibi, haberleşme stratejimiz veri hızını hemen hemen iki katına çıkarmıştır. İlk bakışta, kullandığımız stratejinin bu iyileştirmeye bir katkısının olmadığı, haberleşme stratejisi değiştirmeden tek-yönlü kanalı sadece çift yönlü yaparak toplam veri hızını iki katına çıkarmanın mümkün olduğu düşünülebilir. Ancak, haberleşme sistemi çift-yönlüye çevrildiğinde, veri hızı katsayısı iki katına çıkarken işaret-gürültü-oranı da yarıya iner. Böylece veri hızı aynı anda doğrusal artışa ve logaritmik düşüşe maruz kaldığından, %100'den daha az bir oranda artar. Bu nedenle Şekil 6'de her h_{10} değerinde gözlenen %100'lük artış, önerdiğimiz haberleşme stratejisinden kaynaklanmaktadır.

2 Enerji Hasat Eden Çoklu Eriřim Kanalında Gecikme Toleranslı Veri İşbirliđi



Şekil 7: Enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanal modeli.

2.1 Giriş

Bir önceki bölümde, gecikme kısıtlı enerji hasat eden işbirlikli bir ÇEK için gönderi çizelgeleme problemi çözülmüştü. Ancak, gecikme kısıtları nedeniyle ardışık iki enerji alımı arasında yaratılan ortak bilginin hiç ertelenmeden aynı zaman diliminde alıcıya gönderilmesi varsayılmıştı. Bu bölümün amacı, bu varsayımı ortadan kaldıracak yeni bir kodlama tekniđi geliřtirmek, ve işbirlikli gönderiyi kullanıcıların enerji durumları işbirliğine daha yatkın olana dek erteleme esnekliđi sayesinde elde edilebilecek potansiyel kazançları arařtırmaktır.

Öncelikle mesaj üretimi, kodlama ve kodçözme stratejileri geliřtireceđiz, ve karşılık gelen erişilebilir veri hızlarını türeteceđiz. Daha sonra, gönderim alanı enbüyükleme problemini hem gecikme kısıtlı hem de gecikmeye toleranslı politikalar için tanımlayacak, ve her iki tekniđin gönderim alanlarının aynı olması için bir yeter koşul elde edeceđiz. Benzetimler aracılıđıyla, gecikmeye toleranslı işbirliğinin özellikle enerji paketlerinin miktarlarında zamanda ve kullanıcılar arasında ciddi deđişiklikler olması durumunda daha iyi sonuç verdiđini, ancak bu iyileřtirmenin oldukça sınırlı kaldıđını, ve çođunlukla da tek taraflı (röle tipi) iletişimde gözlendiđini göstereceđiz. Ayrıca, kullanıcıların işbirliğini çođu zaman ađırdan aldıđını, ortak bilgiyi erkenden oluřturmak yerine, enerjilerini saklayıp, ortak bilgiyi tam gönderilmesi gereken zaman diliminde oluřturmayı tercih ettiklerini göstereceđiz.

2.2 Sistem Modeli

Enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanalı, Şekil 7’de gösterildiği gibi, birbirleriyle toplamalı beyaz Gauss gürültülü kanallar (TBGG) üzerinden haberleşen 1. ve 2. kullanıcılardan ve alıcıdan yani 0. kullanıcıdan oluşmaktadır. i ’inci slotta alınan sinyaller,

$$\mathbf{Y}_{0i} = \mathbf{X}_{1i} + \mathbf{X}_{2i} + \mathbf{N}_{0i}, \quad (48)$$

$$\mathbf{Y}_{1i} = \mathbf{X}_{2i} + \mathbf{N}_{1i}, \quad (49)$$

$$\mathbf{Y}_{2i} = \mathbf{X}_{1i} + \mathbf{N}_{2i}, \quad (50)$$

olarak tanımlanmıştır. Burada, \mathbf{X}_{ki} , k ’inci kullanıcı tarafından gönderilen kodsözcük olup \mathbf{N}_{0i} , \mathbf{N}_{1i} ve \mathbf{N}_{2i} ise sırasıyla 0., 1. ve 2. düğümdeki TBGG terimleridir. Alıcıdaki gürültü varyansı $\sigma^2 > 1$ iken kullanıcılardaki gürültü varyansları 1 olarak kabul edilmiştir. Kullanıcılar çevreden enerji hasat edebilmektedirler. Hasat edilen enerji, iletim için kullanılmadan önce T saniye boyunca kapasite kısıtı olmayan bir bataryada biriktirilmektedir. Bu nedenle, enerjinin her T saniyede bir paket halinde geldiği ve enerji paketlerinin her T uzunluğundaki zaman dilimi başlamadan geldiği denk bir zaman dilimli enerji varış modeli kullanıyoruz. Genelliği bozmadan, toplam N zaman diliminin olduğu ve zaman dilimi uzunluğunun $T = 1$ saniye olduğu durumu ele alacağız. 1. ve 2. kullanıcılardaki her $i \in \{1, \dots, N\}$ zaman diliminden önceki enerji paketi varışlarını sırasıyla E_{1i} ve E_{2i} olarak tanımlıyoruz.

2.3 Gecikme Kısıtlı İşbirliği

Bu kısımda, gecikme izinli politika için bir referans noktası olacağı için, Su vd. (2015)’te sunulan gecikme kısıtlı politikanın üzerinden geçeceğiz.

Su vd. (2015)’teki gecikme kısıtlı senaryoda, işbirliği zaman dilimlerine yayılmamaktadır. İki enerji hasadı arasındaki bir zaman dilimi içinde oluşturulan ortak bilgi, eksiksiz olarak yine o zaman diliminde alıcıya ulaştırılmaktadır. Kullanıcılar, her zaman diliminde, Sendonaris vd. (2003)’teki blok Markov kodlamasını kullanmakta ve alıcı ise her zaman dilimi sonunda geriye dönük kodçözme işlemini yapmaktadır. i ’inci zaman diliminde ulaşılabilen iletim hızları, iletim güçleri cinsinden şu şekilde tanımlanmaktadır:

$$R_{1i} < \frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}), \quad (51)$$

$$R_{2i} < \frac{1}{2} \log(1 + p_{21i}), \quad (52)$$

$$R_{1i} + R_{2i} < \frac{1}{2} \log\left(\frac{S_i}{\sigma^2}\right). \quad (53)$$

Burada, $S_i \triangleq \sigma^2 + p_{1i} + p_{2i} + 2\sqrt{p_{U_1i}p_{U_2i}}$ geçerlidir. p_{12i} ve p_{21i} ortak bilgiyi yaratan alt-güçler, p_{U_1i} ve p_{U_2i} ise ortak bilgiyi alıcıya ulaştırmak için harcanan altgüçlerdir. p_{1i} ve p_{2i} ise 1. ve 2. kullanıcı tarafından kullanılan toplam güçlerdir. Her zaman dilimindeki işbirliği geriye kalan zaman dilimlerinden bağımsız olarak gerçekleşiyor olsa da, iletimler tüm zaman dilimlerini kapsayan birikimsel enerji kısıtlarına bağlı olduğundan tüm slotlardaki ulaşılabilir iletim hızları da birbirine bağlı hale gelmektedir. Bahsedilen enerji kısıtları,

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{12i} + p_{U_1i} \triangleq \sum_{i=1}^{\ell} p_{1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i}, \quad \ell = 1, \dots, N, \quad (54)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{21i} + p_{U_2i} \triangleq \sum_{i=1}^{\ell} p_{2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i}, \quad \ell = 1, \dots, N. \quad (55)$$

k 'inci kullanıcı tarafından gönderilen bit miktarı $B_k = \sum_i R_{ki}$ olarak, ulaşılabilir gönderim bölgesi ise iletim hızı ve enerji öncüllüğü kısıtları altında ulaşılabilen $\{B_1, B_2\}$ çiftlerinin kümesi olarak tanımlanmıştır. Bu gönderim bölgesini eniyileyen bir algoritma, Su vd. (2015)'te verilmiştir.

Bu kısımdaki hedefimiz, Su vd. (2015)'teki gecikme kısıtını kodlama ve kodçözme işlemlerinden kaldırarak elde edilebilecek olası avantajları incelemektir. Sırada, gecikme izinli bir ulaşılabilirlik senaryosu önerip bu senaryo altında ulaşılabilir gönderim bölgesini türeteceğiz.

2.4 Gecikme Toleranslı Ulaşılabilirlik Senaryosu

2.4.1 Mesaj Oluşturma

1. ve 2. kullanıcılar, birbirlerinden bağımsız oluşturdukları $w_1 \in \{1, \dots, 2^{nNR_1}\}$ ve $w_2 \in \{1, \dots, 2^{nNR_2}\}$ mesajlarını alıcıya ulaştırma amacını gütmektedirler. Bu mesajları, $i = 1, \dots, N$ zaman dilimlerinde göndermek üzere, sırasıyla $w_{1i} \in \{1, \dots, 2^{nR'_{1i}}\}$ ve $w_{2i} \in \{1, \dots, 2^{nR'_{2i}}\}$ olmak üzere N alt-mesaja bölerler. Blok Markov kodlaması uyarınca, bu alfabede yer alan her alt-mesaj her zaman diliminde B kez yollanır. Bu nedenle, alt-mesajları $b = 1, \dots, B$ olmak üzere b blok indeksiyle işaretliyor, $w_{1i}(b) \in \{1, \dots, 2^{nR'_{1i}}\}$ ve $w_{2i}(b) \in \{1, \dots, 2^{nR'_{2i}}\}$ alt-mesajlarını elde ediyoruz. Bu noktada, aynı i zaman dilimine ait olan $w_{ki}(b)$, $b = 1, \dots, B$ alt-mesajlarının tamamının tasarımımız gereği aynı alfabeden çekildiğini göz önüne alırsak. Bu nedenle hepsi aynı R'_{ki} veri hızında olurlar ve $\sum_{i=1}^N R'_{ki} = NR_k$ geçerli olur.

Kullanıcılar, w_1 and w_2 mesajlarını tekrar N adet $v_{1i} \in \{1, \dots, 2^{nR_{1i}}\}$ ve $v_{2i} \in \{1, \dots, 2^{nR_{2i}}\}$ alt-mesajlarına ayırırlar. Burada, $\forall \ell = 1, \dots, N$ için $\sum_{i=1}^{\ell} R_{1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} R'_{1i}$ ve $\sum_{i=1}^{\ell} R_{2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} R'_{2i}$ geçerlidir. Blok Markov kodlamasında, alfabeler zaman dilimi başına yine B kez kul-

lanılacağından, bundan sonra $v_{1i}(b) \in \{1, \dots, 2^{nR_{1i}}\}$, $v_{2i}(b) \in \{1, \dots, 2^{nR_{2i}}\}$ gösterimini kullanacağız. Mesajları ayırma işlemi şu şekilde gerçekleşir: her $w_{1i}(b)$, $i = 1$ zaman diliminden başlanarak $w_{1i}(b) = \{v_{1i}(b), z_{1i}(b)\}$ şeklinde iki bileşenine ayrılır. i zaman dilimi ve b bloğuna ait *arta kalan* $z_{1i}(b)$ mesajı, $i + 1$ slorundan b bloğundaki $w_{1(i+1)}(b)$ mesajıyla birleştirilir ve $\{w_{1(i+1)}(b), z_{1i}(b)\} = \{v_{1(i+1)}(b), z_{1(i+1)}(b)\}$ şeklinde yeniden ayrılır. Bu işlem, tüm $w_{1i}(b)$ mesajları $v_{1i}(b)$ mesajlarına yeniden bölüştürülene kadar sürer. Bu sürecin aynısı 2. kullanıcı için de işletilir. Tüm bu işlemler için $\sum_{i=1}^N R_{ki} = NR_k$ geçerlidir. Tüm zaman dilimleri birim uzunlukta olduğundan k 'inci kullanıcının toplam gönderimi $B_k = \sum_{i=1}^N R_{ki}$ olarak ifade edilebilir. Bu analizi rapor boyunca genelliği bozmayacak şekilde, gönderim ve oluşturma hızlarını *kanal kullanımı başına kullanılan bit* biriminde sürdüreceğiz. Yalnızca, benzetim sonuçları kısmında gönderim ve oluşturma hızlarını, verili bant genişliği kısıtlaması altında bit/saniye birimine çevireceğiz.

2.4.2 Kodkitabı Oluşturulması

Kodkitabı şu şekilde oluşturulur:

- Her i için $2^{n(R_{12i}+R_{21i})}$ adet n uzunluğunda \mathbf{u}_i dizileri oluşturulur ve $\{v_{1i}, v_{2i}\}$ mesaj çiftine eşleştirilir. Böylece $\mathbf{u}_i(v_{1i}, v_{2i})$ oluşturulur.
- Her i için ve her $\mathbf{u}_i(v_{1i}, v_{2i})$ çifti için $2^{nR'_{12i}}$ adet n uzunluğunda \mathbf{x}_{12i} kodsözcükleri oluşturulur ve w_{1i} mesajlarıyla eşleştirilir. Böylece $\mathbf{x}_{12i}(w_{1i}, v_{1i}, v_{2i})$ oluşturulur.
- Her i için ve her $\mathbf{u}_i(v_{1i}, v_{2i})$, $2^{nR'_{21i}}$ için $2^{nR'_{21i}}$ adet n uzunluğunda \mathbf{x}_{21i} kodsözcükleri oluşturulur ve w_{2i} mesajlarıyla eşleştirilir. Böylece $\mathbf{x}_{21i}(w_{2i}, v_{1i}, v_{2i})$ oluşturulur.

2.4.3 Kodlama ve Kodçözme

Her zaman diliminde, kullanıcılar kanala $n, B \rightarrow \infty$ olmak üzere nB kez erişirler. k 'inci kullanıcı bir w_k mesajı seçer ve bu mesajı mesaj oluşturma bölümünde anlatıldığı şekilde bölüştürür. Kodlamamanın her zaman diliminin ilk $b = 1$ bloğunda başlayabilmesi için, $(v_{ki}(0), v_{ji}(0))$, $(1,1)$ 'e eşitlenir.

Her i zaman dilimi ve b bloğunda, k 'inci kullanıcı $\mathbf{x}_{kji}(b) \triangleq \mathbf{x}_{kji}(w_{ki}(b), v_{ki}(b-1), v_{ji}(b-1))$ ve $\mathbf{u}_i(b) \triangleq \mathbf{u}_i(v_{ki}(b-1), v_{ji}(b-1))$ kodsözcüklerini seçer ve bunları üstüste bindirip, oluşan mesajı işbirlikçi partnerine ve asıl alıcıya gönderir. $\mathbf{X}_{kji} = [\mathbf{x}_{kji}(1), \dots, \mathbf{x}_{kji}(B)]$ ve $\mathbf{U}_i = [\mathbf{u}_i(1), \dots, \mathbf{u}_i(B)]$ olmak üzere, her i zaman diliminde iletilen kodsözcükler şu şekilde yazılabilir:

$$\mathbf{X}_{1i} = \sqrt{p_{12i}}\mathbf{X}_{12i} + \sqrt{p_{U_1i}}\mathbf{U}_i, \quad i = 1, \dots, N, \quad (56)$$

$$\mathbf{X}_{2i} = \sqrt{p_{21i}}\mathbf{X}_{21i} + \sqrt{p_{U_{2i}}}\mathbf{U}_i, \quad i = 1, \dots, N. \quad (57)$$

Burada, p_{kji} ve $p_{U_{ki}}$ güçleri, gecikme kısıtlı senaryonun (54)-(55) denklemlerinde yer alan enerji öncüllüğüne uyarlar. İşbirlikçi partnerlerde kodçözme her zaman diliminin son bloğunda gerçekleşir. Bir b bloğunun başında, k ve j kullanıcıları $w_{ji}(b-1)$ ve $w_{ki}(b-1)$ mesajlarını kodçözmüş olur. Bu yüzden, $v_{ji}(b-1)$ ve $v_{ki}(b-1)$ kodsözcüklerini oluşturabilirler. Bundan sonra aynı kodlama prosedürü, sıradaki zaman dilimlerinde sürdürebilir.

Alıcıdaki kodçözme, $i = N$ zaman dilimi ve $b = B$ bloğundan başlayarak geriye dönük gerçekleşir. En son blokta artık taze bilgi gönderimi olmadığından; alıcı, alınan sinyali, ortak tipiklik kontrolü ile $v_{kN}(B-1), v_{jN}(B-1)$ kodsözcüğünü çözmek için kullanabilir. Mesaj oluşturma sürecinin yapısından ötürü, son zaman diliminde her b için $\{z_{kN}(b), z_{jN}(b)\} = \emptyset$ geçerli olur. Ayrıca, $v_{kN}(B-1), v_{jN}(B-1)$ mesajları $w_{kN}(B-1), w_{jN}(B-1)$ mesajlarından daha yüksek bir gönderim hızına sahip olur. Hatta, $w_{kN}(B-1), w_{jN}(B-1)$ ve $z_{k(N-1)}(B-1), z_{j(N-1)}(B-1)$ kodsözcükleri, B bloğundaki $v_{kN}(B-1), v_{jN}(B-1)$ kodsözcüğünden elde edilebilir. Böylece, kodçözme artık $B-1$ bloğuna geçebilir ve alıcı $v_{kN}(B-2), v_{jN}(B-2)$ ve $w_{kN}(B-2), w_{jN}(B-2)$ kodsözcüklerini çözebilir. Aynı geriye dönük kodçözme prosedürü, N 'inci zaman dilimindeki 1. bloğa kadar tüm bloklara uygulanabilir. Bu noktada, alıcı son zaman diliminde değıştokuş edilmiş tüm bilgiyi ve önceki zaman dilimlerinde değıştokuş edilmiş $z_{k(N-1)}(b), z_{j(N-1)}(b)$ birikmiş bilgisini kodçözmüş olur. Bundan sonra kodçözme $N-1$ 'inci zaman dilimine geçebilir. $z_{k(N-1)}(b), z_{j(N-1)}(b)$ bilindiğı için, $v_{k(N-1)}(b), v_{j(N-1)}(b)$ kodsözcüğünün çözümü, $w_{k(N-1)}(b), w_{j(N-1)}(b)$ kodçözümüne denk olur. Bu süreç, tüm zaman dilimlerindeki bilgiler kodçözülene kadar sürdürülerek w_1 ve w_2 elde edilir.

2.4.4 Ulaşılabilir Hızlar

Her i zaman diliminde gerçekleşen k 'inci kullanıcının kodçözümü ile w_{ji} kodsözcüğünün alınan \mathbf{X}_{ji} mesajından tek kullanıcı kodçözümüyle türetilmesine denktir. w_{ji} kodsözcüğünün hatasız kodçözümü ise,

$$R'_{1i} \leq \frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}), \quad (58)$$

$$R'_{2i} \leq \frac{1}{2} \log(1 + p_{21i}). \quad (59)$$

gerçekleşiyorsa mümkündür.

Diğer taraftan, v_{ki}, v_{ji} kodsözcüklerinin alıcıda i 'inci zaman diliminde hatasız kodçözümü için

ise,

$$R_{1i} + R_{2i} \leq \frac{1}{2} \log \left(\frac{S_i}{\sigma^2} \right) \quad (60)$$

koşulunun sağlanması gerekir. Buradaki gönderim hızı kısıtları tasarım gereği farklı değişkenler üzerinde tanımlı olsa da, bu değişkenlerin arasındaki ilişki,

$$\sum_{i=1}^{\ell} R_{1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} R'_{1i}, \quad \ell = 1, \dots, N \quad (61)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} R_{2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} R'_{2i}, \quad \ell = 1, \dots, N \quad (62)$$

$$\sum_{i=1}^N R_{1i} = \sum_{i=1}^N R'_{1i} = NR_1 \quad (63)$$

$$\sum_{i=1}^N R_{2i} = \sum_{i=1}^N R'_{2i} = NR_2 \quad (64)$$

şeklinde ifade edilebilir. Şimdi, gönderim hızı için tanımladığımız ve ortak bilginin oluşturulma hızını ifade ederek zaman dilimi başına ulaşılabılır gönderim hızını veren R'_{2i} yardımcı değişkenlerini yok edebiliriz.

Önsav 3 (58) ve (59) denklemlerinde verilen kısıtlar eşitlikle sağlanmak zorundadır; yani

$$R'_{1i} = \frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}), \quad (65)$$

$$R'_{2i} = \frac{1}{2} \log(1 + p_{21i}) \quad (66)$$

geçerlidir.

İspat: Eğer (58) eşitlikle sağlanmazsa, p_{12i} gücünü azaltarak aynı gönderim hızına ulaşan ve daha az güç kullanan dolayısıyla daha iyi bir politika elde edilebilir. Aynı temellendirme (59) için de geçerlidir. Bu nedenle eniyi çözüm için bu denklemler eşitlikle sağlanmak zorundadır. ■

(61) ve (62) denklemlerinde yer alan (65) ve (66) denklemlerini kullanarak; gönderim hızlarını,

$$\sum_{i=1}^{\ell} R_{1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} \frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}), \quad \ell = 1, \dots, N \quad (67)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} R_{2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} \frac{1}{2} \log(1 + p_{21i}), \quad \ell = 1, \dots, N \quad (68)$$

$$R_{1i} + R_{2i} \leq \frac{1}{2} \log \left(\frac{S_i}{\sigma^2} \right), \quad i = 1, \dots, N \quad (69)$$

şeklinde ifade edebiliriz.

(67)-(69) denklemleri (51)-(53) denklemleriyle kıyaslandığında, önceki denklemlerin, gönderim hızlarının üzerinde zaman dilimi başına değil birikimli kısıtlar var olduğu için, sonrakilere göre genel olarak daha esnek olduğu görülür. Ancak, toplam gönderim hızı kısıtları gecikme kısıtlı ve gecikme izinli işbirlikçi politikaların ikisi için de aynıdır. Sıradaki bölümde, her iki teknik için gönderim bölgesi enyükseltme problemini belirttikten sonra eniyi çözüm için gerekli ve yeterli koşulları sunacak ve ulaşılabilir gönderim bölgesinin bazı koşullar altında aynı olduğunu göstereceğiz.

2.5 Gönderim Bölgesi Enyükseltme

Enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanalı için gönderim bölgesi enyükseltme problemi, zaman paylaşımı mümkün olduğundan dışbükeydir. Bu yüzden bu problem, gecikme izinli işbirliği çerçevesinde, bir $\{\mu_1, \mu_2\}$ ile ağırlıklandırılmış gönderim hızı toplamı enyükseltmesiyle eniyilenebilir.

P3 :

$$\max_{\mathbf{p}, R_{1i}, R_{2i}} \mu_1 \sum_{i=1}^N R_{1i} + \mu_2 \sum_{i=1}^N R_{2i} \quad (70)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{i=1}^{\ell} p_{12i} + p_{U_1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i}, \quad \ell = 1, \dots, N, \quad (71)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{21i} + p_{U_2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i}, \quad \ell = 1, \dots, N, \quad (72)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} R_{1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} \frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}), \quad \ell = 1, \dots, N, \quad (73)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} R_{2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} \frac{1}{2} \log(1 + p_{21i}), \quad \ell = 1, \dots, N, \quad (74)$$

$$R_{1i} + R_{2i} \leq \frac{1}{2} \log \left(\frac{S_i}{\sigma^2} \right), \quad i = 1, \dots, N, \quad (75)$$

$$p_{12i}, p_{U_1i}, p_{21i}, p_{U_2i} \geq 0, \quad i = 1, \dots, N, \quad (76)$$

$$R_{1i}, R_{2i} \geq 0, \quad i = 1, \dots, N. \quad (77)$$

Aynı şekilde, gecikme kısıtlı işbirliği modelindeki gönderim bölgesi de (73) ve (74) kısıtlarının (81) ve (82) ile sırasıyla değiştirilmesi ile türetilen benzer bir eniyileme problemi çözümlenerek elde

edilebilir:

P4 :

$$\max_{\mathbf{p}, R_{1i}, R_{2i}} \mu_1 \sum_{i=1}^N R_{1i} + \mu_2 \sum_{i=1}^N R_{2i} \quad (78)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{i=1}^{\ell} p_{12i} + p_{U_1i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i}, \quad \ell = 1, \dots, N, \quad (79)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{21i} + p_{U_2i} \leq \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i}, \quad \ell = 1, \dots, N, \quad (80)$$

$$R_{1i} \leq \frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}), \quad i = 1, \dots, N, \quad (81)$$

$$R_{2i} \leq \frac{1}{2} \log(1 + p_{21i}), \quad i = 1, \dots, N, \quad (82)$$

$$R_{1i} + R_{2i} \leq \frac{1}{2} \log\left(\frac{S_i}{\sigma^2}\right), \quad i = 1, \dots, N, \quad (83)$$

$$p_{12i}, p_{U_1i}, p_{21i}, p_{U_2i} \geq 0, \quad i = 1, \dots, N, \quad (84)$$

$$R_{1i}, R_{2i} \geq 0, \quad i = 1, \dots, N. \quad (85)$$

Şimdi ise enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanalında, gecikme izinli işbirliğinin gecikme kısıtlı işbirliğine göre her zaman daha iyi bir gönderim bölgesi vermeyeceğini gösterebiliriz.

Teorem 1 **P4** problemini μ_1 ve μ_2 ağırlıklarıyla çözen eniyi gönderim hızı dağılımı, her i zaman dilimi için $R_{1i}^* > 0$ ve $R_{2i}^* > 0$ sağlasın. Burada R_{1i}^* ve R_{2i}^* , aynı zamanda **P3** problemini de çözer ve gecikme kısıtlı ve gecikme izinli stratejiler için eniyi güç dağılımı aynı olur.

İspat: Teoremi, her i zaman dilimi için $R_{1i}^* > 0$ ve $R_{2i}^* > 0$ sağlandığında her iki problem için KKT koşullarının aynı olduğunu göstererek kanıtlayacağız. (70)-(77) ile verilen problemde, her kısıt ifadesini eksi olmayan Lagrange çarpanı ile çarparak, bu problem için Lagrangian ifadesini aşağıdaki gibi elde edebiliriz:

$$\begin{aligned} L = & \sum_{i=1}^N [\mu_1 R_{1i} + \mu_2 R_{2i}] \\ & + \sum_{\ell=1}^N \gamma_{1\ell} \sum_{i=1}^{\ell} \left[\frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}) - R_{1i} \right] \\ & + \sum_{\ell=1}^N \gamma_{2\ell} \sum_{i=1}^{\ell} \left[\frac{1}{2} \log(1 + p_{21i}) - R_{2i} \right] \\ & + \sum_{i=1}^N \gamma_{si} \left[\frac{1}{2} \log\left(\frac{S_i}{\sigma^2}\right) - R_{1i} - R_{2i} \right] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
& + \sum_{\ell=1}^N \lambda_{1\ell} \left[\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - p_{12i} - p_{U_1i} \right] \\
& + \sum_{\ell=1}^N \lambda_{2\ell} \left[\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - p_{21i} - p_{U_2i} \right] \\
& + \sum_{i=1}^N [\xi_{12i} p_{12i} + \xi_{21i} p_{21i} + \xi_{U_1i} p_{U_1i} + \xi_{U_2i} p_{U_2i}] \\
& + \sum_{i=1}^N [\xi_{R_1i} R_{1i} + \xi_{R_2i} R_{2i}] \tag{86}
\end{aligned}$$

Lagrangian'ın kısmi türevi alınıp tümleyici gevşeklik koşulları uygulandığında, $i = 1, \dots, N$ için aşağıdaki KKT koşullarını elde ederiz:

$$\mu_1 - \sum_{\ell=i}^N \gamma_{1\ell} - \gamma_{si} + \xi_{R_1i} = 0 \tag{87}$$

$$\mu_2 - \sum_{\ell=i}^N \gamma_{2\ell} - \gamma_{si} + \xi_{R_2i} = 0 \tag{88}$$

$$\frac{1}{2} \left(\frac{\sum_{\ell=i}^N \gamma_{1\ell}}{1 + p_{12i}} + \frac{\gamma_{si}}{S_i} \right) - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} + \xi_{12i} = 0 \tag{89}$$

$$\frac{1}{2} \left(\frac{\sum_{\ell=i}^N \gamma_{2\ell}}{1 + p_{21i}} + \frac{\gamma_{si}}{S_i} \right) - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} + \xi_{21i} = 0 \tag{90}$$

$$\frac{\gamma_{si}}{2} \frac{1 + \sqrt{\frac{p_{U_2i}}{p_{U_1i}}}}{S_i} - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} + \xi_{U_1i} = 0 \tag{91}$$

$$\frac{\gamma_{si}}{2} \frac{1 + \sqrt{\frac{p_{U_1i}}{p_{U_2i}}}}{S_i} - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} + \xi_{U_2i} = 0 \tag{92}$$

$$\xi_{12i} p_{12i} = \xi_{21i} p_{21i} = \xi_{U_1i} p_{U_1i} = \xi_{U_2i} p_{U_2i} = 0 \tag{93}$$

$$\xi_{R_1i} R_{1i} = \xi_{R_2i} R_{2i} = 0. \tag{94}$$

(87)-(94) koşulları (71)-(77) denklemlerindeki birincil fizibilite koşullarıyla birlikte çözüldüğünde, ortakça eniyi gecikme izinli iletim planlaması ve işbirliği politikası elde edilebilir.

Benzer şekilde, **P4** için KKT koşulları, (79)-(85) ile verilen birincil fizibilite koşullarıyla birlikte

$$\mu_1 - \gamma_{1i} - \gamma_{si} + \xi_{R_1i} = 0 \tag{95}$$

$$\mu_2 - \gamma_{2i} - \gamma_{si} + \xi_{R_2i} = 0 \tag{96}$$

$$\frac{1}{2} \left(\frac{\gamma_{1i}}{1 + p_{12i}} + \frac{\gamma_{si}}{S_i} \right) - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} + \xi_{12i} = 0 \quad (97)$$

$$\frac{1}{2} \left(\frac{\gamma_{2i}}{1 + p_{21i}} + \frac{\gamma_{si}}{S_i} \right) - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} + \xi_{21i} = 0 \quad (98)$$

$$\frac{\gamma_{si}}{2} \frac{1 + \sqrt{\frac{p_{U_2i}}{p_{U_1i}}}}{S_i} - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} + \xi_{U_1i} = 0 \quad (99)$$

$$\frac{\gamma_{si}}{2} \frac{1 + \sqrt{\frac{p_{U_1i}}{p_{U_2i}}}}{S_i} - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} + \xi_{U_2i} = 0 \quad (100)$$

$$\xi_{12i} p_{12i} = \xi_{21i} p_{21i} = \xi_{U_1i} p_{U_1i} = \xi_{U_2i} p_{U_2i} = 0 \quad (101)$$

$$\xi_{R_1i} R_{1i} = \xi_{R_2i} R_{2i} = 0, \quad (102)$$

şeklinde ifade edilebilir.

(99)-(102) ile verilen KKT koşulları, (91)-(94) ile aynıdır. Bu nedenle, geriye kalan KKT koşullarının da aynı olduğunu ve birincil fizibilite koşullarının her iki problem için de sağlandığını göstermek yeterlidir. Bu noktada, her i zaman dilimi için $R_{1i}^* > 0$ ve $R_{2i}^* > 0$, verili μ_1 ve μ_2 katsayıları, **P4** problemini çözsün. $\xi_{R_1i} = \xi_{R_2i} = 0$ ve (95) ve (96), (102) ile birlikte

$$\gamma_{1i} = \mu_1 - \gamma_{si}, \quad \forall i \quad (103)$$

$$\gamma_{2i} = \mu_2 - \gamma_{si}, \quad \forall i \quad (104)$$

verir. Bu eşitlikleri (97) ve (98)'de yerine koyarak koşulların γ_{1i} ve γ_{2i} çarpanlarına bağılılıkları düşürülebilir ve

$$\frac{1}{2} \left(\frac{\mu_1 - \gamma_{si}}{1 + p_{12i}} + \frac{\gamma_{si}}{S_i} \right) - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} + \xi_{12i} = 0 \quad (105)$$

$$\frac{1}{2} \left(\frac{\mu_2 - \gamma_{si}}{1 + p_{21i}} + \frac{\gamma_{si}}{S_i} \right) - \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} + \xi_{21i} = 0 \quad (106)$$

geçerli olur. Şimdi ise, **P4** problemini çözen $R_{1i}^* > 0$ ve $R_{2i}^* > 0$ hızlarının **P3** problemine ait KKT koşullarını da sağladığını göstereceğiz. Bu hızlar, (94) ifadesinde yerine koyulduğunda; $\xi_{R_1i} = \xi_{R_2i} = 0$, ve (87) ve (88),

$$\sum_{\ell=i}^N \gamma_{1\ell} = \mu_1 - \gamma_{si}, \quad \forall i \quad (107)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \gamma_{2\ell} = \mu_2 - \gamma_{si}, \quad \forall i \quad (108)$$

şeklini alır. Böylece, (89) ve (90), gecikme kısıtlı senaryoda elde edilen (105) ve (106) ifadeleri ile aynı olur. Son olarak, (81)-(82) birincil koşullarını sağlayan her çözüm, gecikme izinli politikadaki daha esnek olan (73)-(74) koşullarını da kesinlikle sağlayacağından gecikme kısıtlı problemin KKT koşullarını çözen pozitif hızlar ve iletim güçleri aynı zamanda gecikme izinli problemin KKT koşullarını da çözer; böylece kanıt tamamlanır. ■

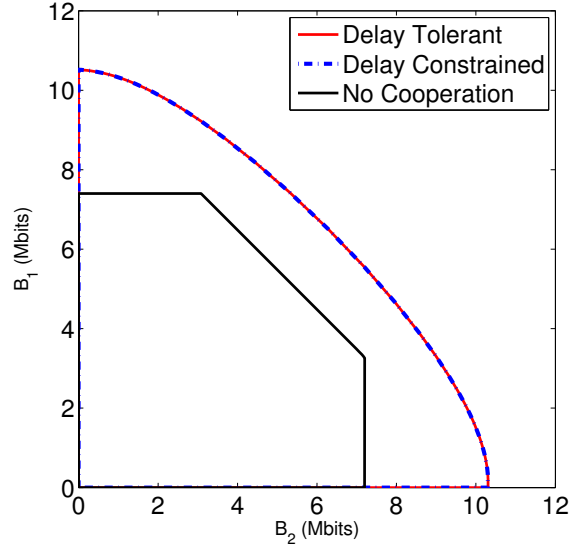
Sıradaki bölümde, Teorem 1’de gösterilen koşulun sıklıkla sağlandığını ve daha az karmaşık olan gecikme kısıtlı işbirliğinin gecikme izinli işbirliği ile aynı gönderim bölgesine ulaşabildiğini gösteren benzetim sonuçları sunuyoruz. Ayrıca, gecikme izinli işbirliğinin daha iyi sonuç verdiği, özellikle tek kullanıcı hızlarının etrafındaki senaryoları da gösteriyoruz.

2.6 Benzetim Sonuçları

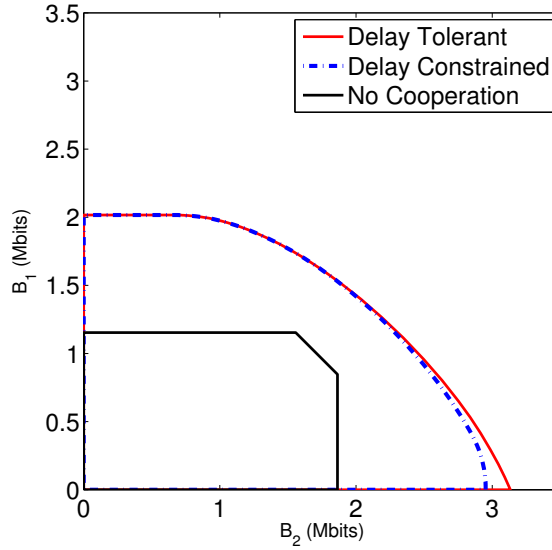
Bu bölümde, enerji hasat eden çoklu erişim kanalı için önerdiğimiz gecikme izinli işbirlikli politikanın gönderim bölgesini, Su vd. (2015)’te gösterilen gecikme kısıtlı işbirlikli politika ile kıyaslayarak değerlendiriyoruz. Asimetrik enerji hasat kalıplarını ve enerjinin zamanla değişimini benzeştirmek için çifte rassallaştırılmış model kullanıyoruz. Bu modelde, kullanıcılara ait enerji hasat vektörlerinin bileşenleri (0,20) aralığında tanımlı birbiçimli dağılımlardan çekilerek oluşturulmuş ve sonra (0,1) aralığında tanımlı birbiçimli dağılımdan çekilen rassal sayılarla çarpılmıştır. Kullanıcılar ve alıcı arasındaki doğrudan kanallardaki gürültü varyansı $\sigma^2 = 2$ olarak, kullanıcılar arası kanallardaki gürültü varyansı ise 1 olarak kabul edilmiştir. k 'inci kullanıcı tarafından gönderilen bit miktarı, gönderim hızlarının bit/saniye olarak ifade edilip haberleşme süresi boyunca toplanmasıyla elde edilmiştir. Bu yüzden, her kullanıcının gönderimi, W sistem bant genişliği iken, $B_k = \sum_{i=1}^N W \log(1 + p_{kji})$ ile hesaplanmıştır. Benzetimlerde, bant genişliği $W = 1$ MHz olarak kabul edilmiştir.

$N = 4$ uzunluğunda 400 farklı rassal enerji hasat kalıbıyla gerçekleştirilen benzetimlerin yaklaşık %50’si, gecikme izinli ve gecikme kısıtlı politikalar için aynı sonucu vererek Teorem 1’i kanıtlamıştır. Eniyi gönderim bölgelerinin farklı olduğu durumlarda ise, gecikme izni çoğunlukla tek kullanıcı tarafı olmuş ve enyüksek iyileşme tek kullanıcı gönderiminde gerçekleşmiştir. Gecikme izinli politikanın daha iyi sonuçlar verdiği durumlardaki gözlemlere göre, en az bir zaman diliminde olmak üzere, kullanıcılardan birisi çok düşük seviyede enerji almış ve o zaman dilimi için gönderim miktarı 0 olmuştur. Tüm benzetimler hesaba katıldığında, gecikme izinli politikanın gecikme kısıtlı politikaya göre getirdiği iyileşme %0.5 oranından az olmuştur.

Şekil 8’te gösterildiği gibi, gecikme izinli ve gecikme kısıtlı politikalar $E_1 = [9.11, 1.83, 2.60, 7.78]$ ve $E_2 = [10.35, 5.33, 3.68, 0.50]$ enerji hasat kalıbı için üst üste binmiştir. Bu enerji hasat



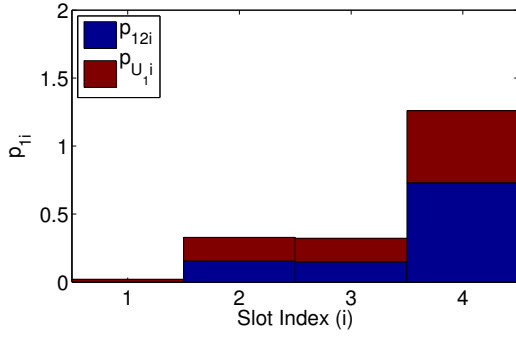
Şekil 8: $E_1 = [9.11, 1.83, 2.60, 7.78]$ ve $E_2 = [10.35, 5.33, 3.68, 0.50]$ enerji kalıplarına göre işbirliksiz, gecikme izinli ve gecikme kısıtlı işbirlikli çoklu erişim kanalına ait ulaşılabilir gönderim bölgeleri.



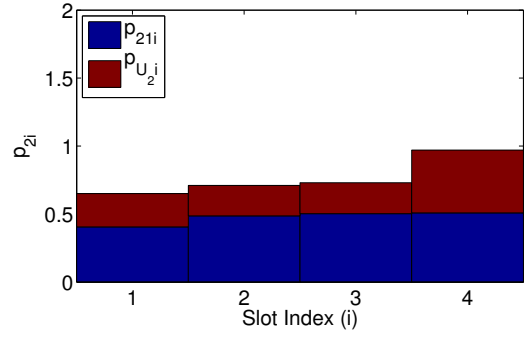
Şekil 9: Gecikme kısıtlı işbirliği, gecikme toleranslı işbirliği ve işbirliksiz ÇEK erişilebilir gönderim alanları $E_1 = [0.02, 0.40, 0.25, 1.26]$ ve $E_2 = [0.65, 0.71, 0.73, 0.97]$.

kalıbı için eniyi güç dağılımı politikası aynıdır. Şekil 9 ise gecikme izinli işbirlikli politikanın $E_1 = [0.02, 0.40, 0.25, 1.26]$ ve $E_2 = [0.65, 0.71, 0.73, 0.97]$ enerji hasat kalıpları için daha iyi bir gönderim bölgesi verdiği durumu göstermektedir. Şimdi, Şekil 9 ile gösterilen gecikme izinli ve gecikme kısıtlı politikalarda eniyi gönderim güç ve hız dağılımları, eniyi gönderim miktarı ve B_2 noktası için detaylı olarak incelenecektir.

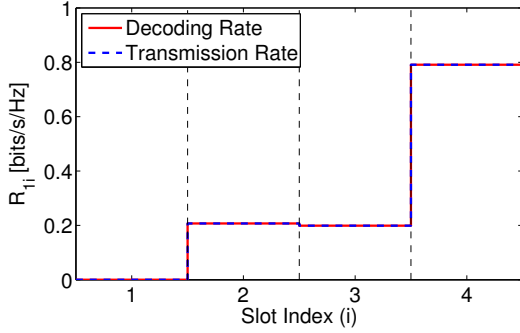
P4 gecikme kısıtlı problemin $\mu_1 = \mu_2 = 1$ ağırlıklarıyla enyükseltilmesiyle elde edilen eniyi



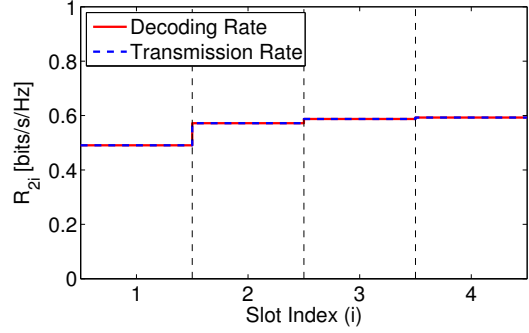
(a) User 1 power breakdown.



(b) User 2 power breakdown.



(c) User 1 rate allocation.

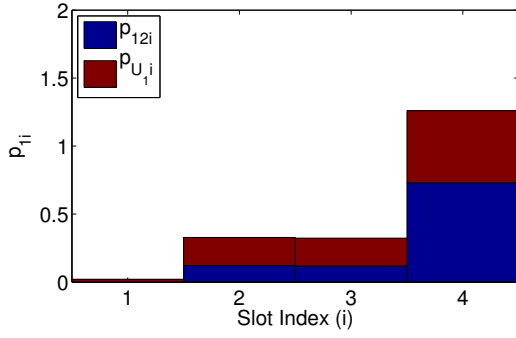


(d) User 2 rate allocation.

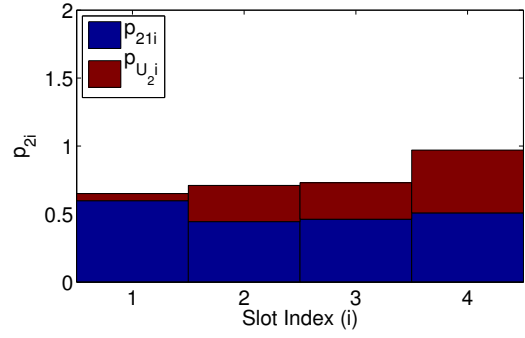
Şekil 10: Gecikme kısıtlı senaryo için gönderilebilen enyüksek veri miktarlı iletim hızı ve gücü dağılımı.

gönderim güç ve hız dağılımı politikaları, Şekil 10 ile gösterilmiştir. İşbirlikçi gönderim güçlerinin ayrı ayrı incelenmesinin gösterdiğine göre, 1. kullanıcı ilk zaman diliminde tüm gücünü 2. kullanıcıyı röle etmek için kullanmıştır. Bu sonuç kendisini 1. zaman dilimindeki gönderim hızı miktarının 0 olmasıyla da göstermektedir. Buradaki gönderim hızı dağılımı Teorem 1'in ele aldığı duruma uymamakta; gecikme izinli ve gecikme kısıtlı politikalarının performans farkına işaret etmektedir. “transmission rate” ve “decoding rate” olarak etiketlenen eğriler, ortak bilginin her zaman diliminde sırasıyla işbirlikçi partnerde oluşturulma ve alıcıda kodçözülme hızlarını temsil etmektedir. Bu eğriler, Su vd. (2015)'de gösterildiği gibi gecikme kısıtlı politikada üstüste binmektedir.

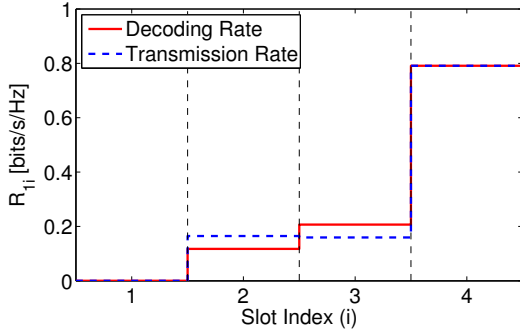
P3 gecikme izinli problemin $\mu_1 = \mu_2 = 1$ ağırlıklarıyla enyükseltilmesiyle elde edilen eniyi gönderim güç ve hız dağılımı politikaları, Şekil 11 ile gösterilmiştir. İlk zaman diliminde 1. kullanıcı halen kendi oluşturduğu bilgiyi göndermezken gönderim gücü dağılımı az miktarda olsa değişme göstermiştir. Ancak 2. kullanıcı yine ilk zaman diliminde, gecikme kısıtlı senaryoya kıyasla, oluşturulan ortak bilginin tamamını göndermek zorunda kalmadığından kendi oluşturduğu bilgiyi göndermek için daha fazla miktarda güç ayırabilmektedir. Kullanıcılar, gecikme izninden fayda-



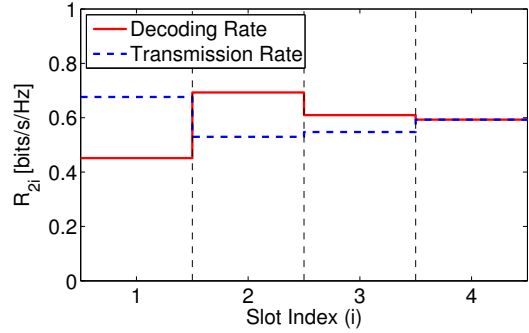
(a) User 1 power breakdown.



(b) User 2 power breakdown.



(c) User 1 rate allocation.

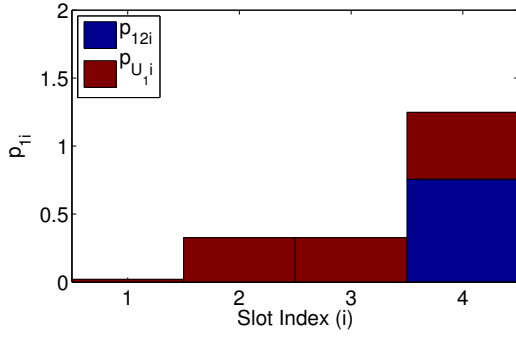


(d) User 2 rate allocation.

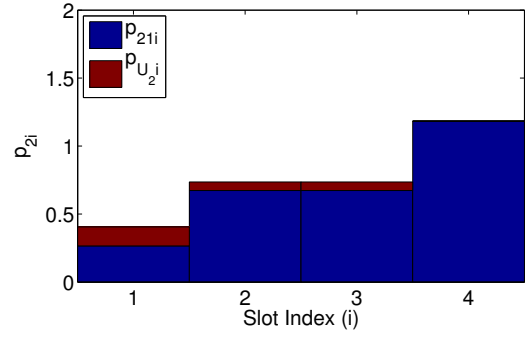
Şekil 11: Gecikme izinli senaryo için gönderilebilen enyüksek veri miktarlı iletim hızı ve gücü dağılımı.

lanarak, ilk zaman dilimlerindeki R'_{1i} ve R'_{2i} gönderim hızlarını, R_{1i} ve R_{2i} kodçözüm hızlarına göre yüksek tutmaktadırlar. Bununla birlikte R_{1i}, R_{2i} hızları, R'_{1i}, R'_{2i} hızlarına haberleşmenin sonraki zaman dilimlerinde birikimsel olarak yaklaşımakta ve eşitlenmektedir.

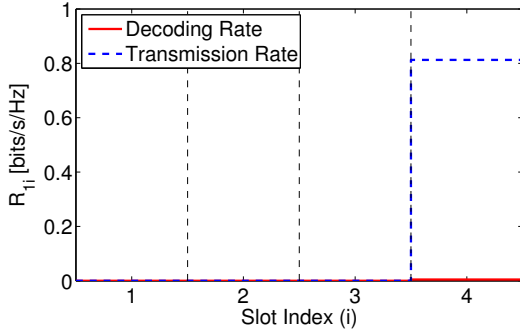
Şekil 9'de verilen gönderim bölgelerinin B_2 ekseninde de ($\mu_1 = 0, \mu_2 = 1$) benzer bir analiz yapılabilir. Bu analize ait sonuçlar, Şekil 12 ve 13 ile verilmiştir. Bu durumda, 1. kullanıcının 2. kullanıcının rölesi olması beklenmektedir. Bu nedenle, tüm zamandilimleri için $p_{12i} = 0$ olması beklenir. Bu çıkarım, Şekil 12 ile verilen gecikme kısıtlı senaryoda 1. kullanıcının gönderim gücü dağılımıyla çelişiyor izlenimi yaratabilir. Çünkü, 1. kullanıcı son zaman diliminde kendi bilgisini göndermek için gönderim gücü ayırmakta ve sonuç olarak kodçözümü yapılmayacağı halde pozitif bir hızla gönderim yapmaktadır. Ancak, 2. kullanıcının eniyi iletim politikası gereği son zaman diliminde yalnızca kendi bilgisini göndermesini gerektirmektedir ($p_{U_24} = 0$) ve son zaman diliminde evre-uyumlu birleştirme yoktur. Bu nedenle, 1. kullanıcı son zaman dilimine gelmeden 2. kullanıcı tarafından oluşturulan tüm işbirlikli bilgiyi göndermiş bulunmakta ve 1. kullanıcının son zaman dilimindeki enerjisi boşa gitmektedir. Bu durum, son zaman dilimi için birden fazla eniyi çözüm olması ve $p_{12,4}$ gönderim gücünün rasgele bir değere eşitlenmesi anlamına gelmektedir. Ayrıca, 1. kullanıcının tüm enerjisini işbirliğine ayıramamış olması gecikme kısıtından ötürüdür, çünkü son



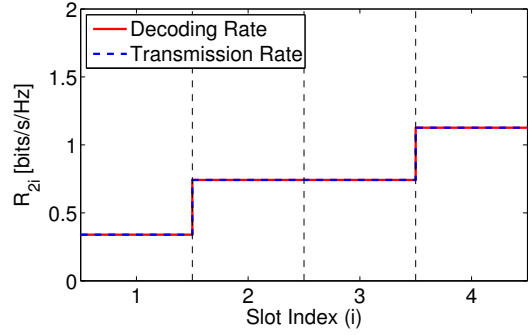
(a) User 1 power breakdown.



(b) User 2 power breakdown.

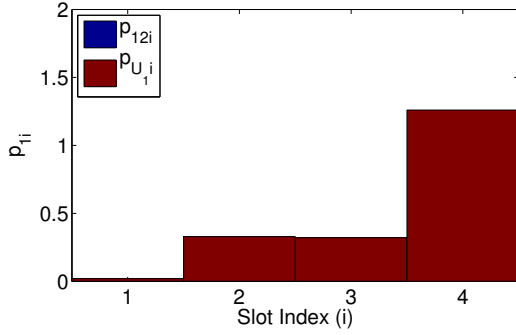


(c) User 1 rate allocation.

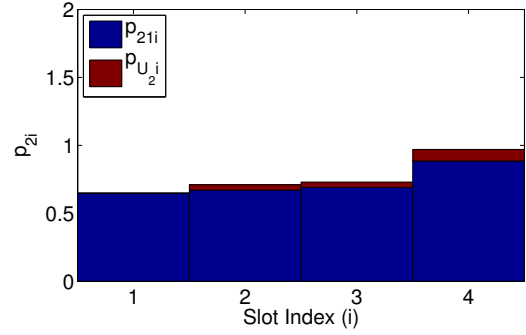


(d) User 2 rate allocation.

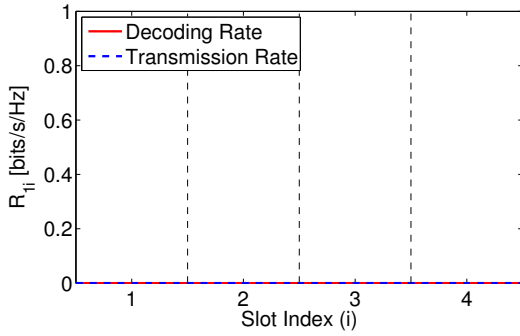
Şekil 12: Gecikme kısıtlı senaryoda B_2 'yi enyükselten iletim hızı ve gücü dağılımı.



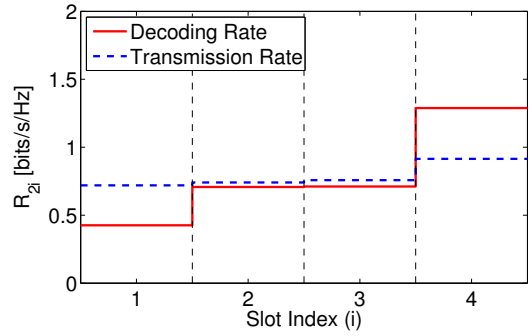
(a) User 1 power breakdown.



(b) User 2 power breakdown.



(c) User 1 rate allocation.



(d) User 2 rate allocation.

Şekil 13: Gecikme kısıtlı senaryoda B_2 'yi enyükselten iletim hızı ve gücü dağılımı.

zaman diliminde hasat edilen enerji, daha önce oluşturulan bilgiyi göndermek için kullanılamaz. Gecikme izinli işbirliği ise, 2. kullanıcının ilk zaman dilimlerindeki gönderimini hızlandırmakta, 1. kullanıcının tüm enerjisini kullandırmakta ve daha yüksek bir toplam hıza ulaşmaktadır.

2.7 Sonuç

Bu bölümde, işbirlikli çoklu erişim kanalı için gecikme izinli bir kodlama ve kodçözme modeli önerdik. Sistemin gönderim bölgesini tanımladıktan sonra gecikme kısıtının geçerli olduğu model ile kıyasladık. Önerdiğimiz gecikme izinli işbirlikli modelde gönderim bölgesi genel olarak daha geniş iken, benzetim sonuçlarına göre gecikme kısıtlı ve gecikme izinli senaryoların gönderim bölgelerinin üst üste bindiğini ya da aralarında küçük bir fark olduğunu gözlemledik. Bu durum, kullanıcıların işbirliğini erteleyerek, diğer deyişle ortak bilgiyi vakit kaybetmeden oluşturmak yerine enerji hasatlarını saklayıp ilerideki zaman dilimlerinde gecikme kısıtlı işbirliği politikası yürüterek, gecikme izinli politikanın performansına yakın bir gönderim bölgesi elde edebileceğine işaret etmektedir. Böylece, gecikme kısıtlı senaryoda da mümkün olan, enerjinin ileriki zaman dilimlerinde kullanılmak üzere saklanabiliyor oluşunun, çoğu zaman enerji çeşitliliğinden faydalanmak için yeterli olduğunu ve gönderimleri erteleyerek gönderim hızlarını çeşitlendirmenin gerekli olmadığını göstermektedir.

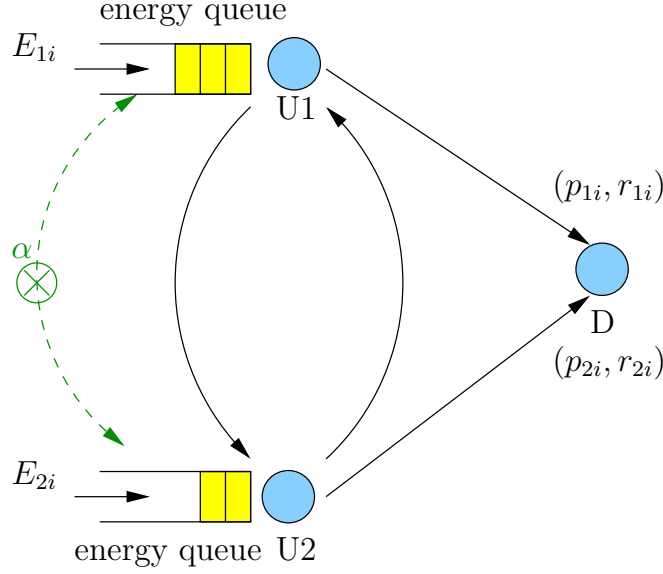
3 Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalında Eşzamanlı Enerji ve Veri İşbirliği

Bu bölümde de, önceki bölümler gibi enerji hasat eden iki vericili Gauss gürültülü bir çoklu erişim kanalını ele alıyoruz. Ancak, vericilerin kulak misafiri oldukları sinyalleri kullanarak ortak veri oluşturup, daha sonra bunu eşgüdümlü olarak göndererek fiziksel katmanda işbirliği (veri işbirliği) yapmalarının yanı sıra, kablosuz olarak birbirlerine enerji aktarmak suretiyle batarya seviyesinde de işbirliği (enerji işbirliği) yaptığı durumu inceliyoruz. Veri gönderim alanını enbüyükleyen verici gücü ve veri hızı tahsisi politikasını buluyoruz. Enerji aktarımı için gerekli koşulları sunuyor, ve en iyi gönderim politikasının bazı özelliklerini kanıtlamak suretiyle enerji ve veri işbirliği arasındaki ilişkilere ışık tutuyoruz.

3.1 Giriş

Önceki bölümlerde de vurgulandığı gibi, enerji hasat eden haberleşme sistemlerinde güç tahsisi son dönemde çok ilgi gören bir konudur, bkz. Yang ve Ulukus (2012b); Tutuncuoglu ve Yener (2012c); Ozel vd. (2011a); Ho ve Zhang (2012); Yang vd. (2012); Antepli vd. (2011); Ozel vd. (2012); Yang ve Ulukus (2012a); Wang vd. (2015); Tutuncuoglu ve Yener (2012d); Gunduz ve Devillers (2011); Huang vd. (2013); Luo vd. (2013); Varan ve Yener (2014); Gurakan ve Ulukus (2015a,b); Su vd. (2015); Gurakan vd. (2013a); Tutuncuoglu ve Yener (2015). Yang ve Ulukus (2012b)'de, GTZE problemi üstlimitsiz bir batarya kapasitesi için çözülmüştür. Tutuncuoglu ve Yener (2012c)'de, GTVE problemi çözülmüş, ve herhangi bir batarya kapasitesi için GTZE problemine denk olduğu gösterilmiştir. Ozel vd. (2011a); Yang vd. (2012); Antepli vd. (2011); Ozel vd. (2012); Yang ve Ulukus (2012a); Wang vd. (2015); Tutuncuoglu ve Yener (2012d) yayınlarında problem sönümlenmeli, tüme gönderim, çoklu erişim ve karışım kanallarına genellenmiştir. Yarı ve tam çift zamanlı aktarım kanallarında enerji hasadı Gunduz ve Devillers (2011); Huang vd. (2013); Luo vd. (2013); Varan ve Yener (2014); Gurakan ve Ulukus (2015a)'da ele alınmıştır.

Çoklu erişim kanalı için en iyi çizelgeleme problemi Uysal-Biyikoglu ve El Gamal (2004), Yang ve Ulukus (2012a); Wang vd. (2015); Gurakan ve Ulukus (2015b); Su vd. (2015)'te ele alınmıştır. Uysal-Biyikoglu ve El Gamal (2004) çoklu erişim kanallarında minimum enerji kullanan çizelgeleme problemini, veri paketlerinin gönderi sırasında geldiği bir durumda ele almıştır. Yang ve Ulukus (2012a)'da, enerji hasat eden bir ÇEK ele alınmıştır. Wang vd. (2015), enerji hasat eden ÇEK modelini ilave maksimum çıkış gücü kısıtları altında incelemiştir. Daha yakın dönemde, hem enerji hem de verinin aralıklı geldiği bir ÇEK Gurakan ve Ulukus (2015b)'de, enerjinin aralıklı geldiği bir işbirlikli ÇEK ise, önceki bölümlerde de sunduğumuz üzere Su vd.



Şekil 14: Enerji ve veri işbirlikli çoklu erişim kanalı.

(2015)'te ele alınmıştır.

Öte yandan, enerji işbirliği ve paylaşımı kavramı Gurakan vd. (2013a)'da ortaya atılmış olup, enerji aktarımına izin veren haberleşme sistemleri Gurakan vd. (2013a); Grover ve Sahai (2010); Varshney (2008); Gurakan ve Ulukus (2014); Zheng vd. (2013); Popovski vd. (2013); Tutuncuoglu ve Yener (2015) yayınlarında irdelenmiştir. Bu bölümde, hem veri, hem de enerji işbirliğine izin veren, enerji hasat eden bir işbirlikli ÇEK modeli öneriyoruz. Sistem modeli Şekil 14'de görülmektedir. Bu modeli enerji ve veri işbirliği arasındaki etkileşimleri incelemek, ve birlikte eniyilemelerini sağlamak amacıyla mercek altına alıyoruz.

Öncelikle, bu senaryo altında, işbirliği sinyallerine atanan güçlerin her iki kullanıcı için tüm zaman aralıklarında pozitif olduğunu ispatlıyoruz. Daha sonra, en iyi gönderim veri hızları ile en iyi gönderim güçleri arasında bire bir bir ilişki türetiyoruz. Ardından, veri işbirliğinin her zaman enerji işbirliğinin önünden gittiğini; yani fazladan enerjinin öncelikle kullanıcıların işbirliği için kullandıkları güçleri artırmakta kullanılması, ancak daha sonra direkt enerji transferinin yapılması gerektiğini ispatlıyoruz. Bir başka deyişle kullanıcıların enerji işbirliği yapıyor olması için öncelikle veri işbirliği yapmakta olmaları gerektiğini gösteriyoruz. Enerji transferi gerçekleşmesi için gerekli koşulları türetiyoruz. Bu koşullardan hareketle, çevrimdışı enerji transferi ve güç tahsisi birlikte eniyilenmesi problemini çözen bir algoritma geliştiriyoruz.

3.2 Sistem Modeli ve Problem Tanımı

Bu bölümde ele alınan enerji hasat eden ve çift yönlü enerji işbirliğini dikkate alan işbirlikli ÇEK modeli Şekil 14'te sunulmuştur. Fiziksel katman modeli olarak, vericilerin değışintisi 1 olan

bağımsız Gauss gürültülerine, alıcının ise deęiřintisi σ^2 olan Gauss gürültüsüne maruz kaldığı bir işbirlikli Gauss ÇEK kullanılmıştır. Bölüm 1’de ve Su vd. (2015, Bölüm II)’de sunulan kodlama ve kodçözme modeli kullanıldığında, her zaman dilimi i için erişilebilir veri hızı bölgesi verici alt-güçleri $p_{12i}, p_{21i}, p_{U1i}, p_{U2i}$ cinsinden şöyle tanımlanır:

$$\mathcal{C}(p_{12i}, p_{21i}, p_{U1i}, p_{U2i}) = \left\{ r_{1i} \leq f(1 + p_{12i}), \right. \quad (109)$$

$$r_{2i} \leq f(1 + p_{21i}), \quad (110)$$

$$\left. r_{1i} + r_{2i} \leq f(1 + s_i/\sigma^2) \right\} \quad (111)$$

where $f(x) = \frac{1}{2} \log(x)$, $p_{1i} = p_{12i} + p_{U1i}$, $p_{2i} = p_{21i} + p_{U2i}$,

$$s_i = p_{1i} + p_{2i} + 2\sqrt{p_{U1i}p_{U2i}} \quad (112)$$

Alt güçlerin işlevsel anlamı bizim için önem arz etmektedir: p_{12i} ve p_{21i} zaman dilimi i ’de işbirlikçi ortakta ortak bilgi oluşturmak amacıyla kullanılan alt-güçleri gösterirken, p_{U1i} ve p_{U2i} oluşturulan ortak bilgiyi alıcıya eşgüdümlü olarak aktarmak için kullanılan alt-güçlere işaret etmektedir.

Daha önce de olduğu gibi zamanın eşit uzunlukta N dilime bölünmüş olduğunu varsayalım. Zaman dilimi i ’de, her iki kullanıcıya gelen enerjiler E_{1i}, E_{2i} ile; verici 1’den (2’den) verici 2’ye (1’e) transfer edilen enerjiler ise δ_{1i} (δ_{2i}) ile gösterilsin. Enerji transfer verimliliğinin α ile gösterildiği durumda, $0 \leq \alpha < 1$ koşulu sağlanmalıdır. Verici 1 (2) verici 2’ye (1’e) δ_{1i} (δ_{2i}) Joule enerji aktardığında, $\alpha\delta_{1i}$ ($\alpha\delta_{2i}$) Joule enerji verici 2’nin (1’in) bataryasına girer. 1 ve 2 numaralı vericilerin gönderi güçlerini, enerji transferlerini ve veri hızlarını sırasıyla $p_{12i}, p_{U1i}, \delta_{1i}, r_{1i}$ ve $p_{21i}, p_{U2i}, \delta_{2i}, r_{2i}$, ile göstereyim. Koyu renkli semboller bu deęişkenlerin tüm zaman dilimindeki deęerlerini içeren vektörler olarak kullanılacaktır. Kablosuz enerji transferi söz konusu olduğunda, bu transferin iletişime dik bir uzayda kuplaj frenakları farklı olarak seçilmiş ayrı iki enerji transfer ünitesi tarafından sağlandığı varsayılmaktadır. Kurs vd. (2007). Dolayısıyla enerji transferi ve veri gönderimi birbirlerine karışım yaratmamaktadır.

Enerji hasatları ve enerji transferlerinin yalnızca her zaman diliminin başında gerçekleştiği varsayılmaktadır. Bundan hareketle, verici $\ell \in \{1, 2\}$ ’de her zaman dilimi $k \in \{1, \dots, N\}$ ’de kullanıma hazır olan net enerji $\sum_{i=1}^k (E_{\ell i} - \delta_{\ell i} + \alpha\delta_{mi})$ ile hesaplanır. Burada m dięer vericiyi göstermektedir. Henüz hasat ya da enerji transferi yoluyla edinilmemiş olan enerji veri göndermek

ya da enerji aktarımı için kullanılmayacağından, şu *enerji nedensellik kısıtları* sağlanmalıdır:

$$\sum_{i=1}^k p_{1i} \leq \sum_{i=1}^k (E_{1i} - \delta_{1i} + \alpha \delta_{2i}), \quad 1 \leq k \leq N \quad (113)$$

$$\sum_{i=1}^k p_{2i} \leq \sum_{i=1}^k (E_{2i} - \delta_{2i} + \alpha \delta_{1i}), \quad 1 \leq k \leq N \quad (114)$$

Her zaman dilimi i 'ye atanan veri hızları (r_{1i}, r_{2i}) ise o zaman dilimi için erişilebilir olmalıdır:

$$(r_{1i}, r_{2i}) \in \mathcal{C}(p_{12i}, p_{21i}, p_{U1i}, p_{U2i}), \quad 1 \leq i \leq N \quad (115)$$

Amacımız veri gönderim alanını enbüyüklemek olduğundan, $0 \leq \mu_1, \mu_2 \leq 1$ katsayılarıyla ağırlıklandırılmış toplam gönderim miktarını enbüyüklemek yeterlidir:

$$\begin{aligned} \max_{\mathbf{p}_{12}, \mathbf{p}_{21}, \mathbf{p}_{U1}, \mathbf{p}_{U2}, \boldsymbol{\delta}_1, \boldsymbol{\delta}_2, \mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2 \geq \mathbf{0}} \quad & \mu_1 \sum_{i=1}^N r_{1i} + \mu_2 \sum_{i=1}^N r_{2i} \\ \text{s.t.} \quad & (113)-(115) \end{aligned} \quad (116)$$

3.3 Gerekli Koşullar ve Optimal Enerji Kullanım Profili

Bu alt bölümde, optimal profilin saplaması gereken koşullar ortaya koyulacaktır. Bu koşullar, enerji transferinin doğası hakkında ilginç çıkarımlara ışık tutmakta, enerji transferinin yönü, zamanlaması ve veri işbirliği ile olan ilişkisi hakkında fikir vermektedir. Öncelikle (112)'deki eşitliği gevşeterek (116)'yı aşağıdaki gibi baştan formüle edelim:

$$\begin{aligned} \max \quad & \mu_1 \sum_{i=1}^N r_{1i} + \mu_2 \sum_{i=1}^N r_{2i} \\ \text{s.t.} \quad & \sum_{i=1}^k p_{12i} + p_{U1i} \leq \sum_{i=1}^k E_{1i} - \delta_{1i} + \alpha \delta_{2i}, \quad \forall k \end{aligned} \quad (117)$$

$$\sum_{i=1}^k p_{21i} + p_{U2i} \leq \sum_{i=1}^k E_{2i} - \delta_{2i} + \alpha \delta_{1i}, \quad \forall k \quad (118)$$

$$r_{1i} \leq f(1 + p_{12i}), \quad \forall i \quad (119)$$

$$r_{2i} \leq f(1 + p_{21i}), \quad \forall i \quad (120)$$

$$r_{1i} + r_{2i} \leq f(1 + s_i/\sigma^2), \quad \forall i \quad (121)$$

$$s_i \leq p_{12i} + p_{U1i} + p_{21i} + p_{U2i} + 2\sqrt{p_{U1i}p_{U2i}}, \quad \forall i \quad (122)$$

$$\mathbf{p}_{12}, \mathbf{p}_{21}, \mathbf{p}_{U1}, \mathbf{p}_{U2}, \boldsymbol{\delta}_1, \boldsymbol{\delta}_2, \mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2, \mathbf{s} \geq \mathbf{0} \quad (123)$$

İfade edilen (123) problemi bir dışbükey eniyileme problemi olmasına karşın, $\sqrt{p_{U1i}p_{U2i}}$ terimi nedeniyle $p_{U1i} = 0$ ya da $p_{U2i} = 0$ olduğunda türevi alınmaz. Ancak, aşağıda gösterileceği gibi en iyi çözümde işbirliği sinyallerine ait güçler p_{U1i}, p_{U2i} her zaman dilimi için pozitif olmalıdır, dolayısıyla türevlenemezlik problemi ortadan kalkmaktadır. Aşağıdaki önsavın ispatu ekte Bölüm 3.8’de verilmektedir.

Önsav 4 *İşbirliği sinyallerine atanan güçler her zaman dilimi için pozitiftir: $p_{U1i} > 0, p_{U2i} > 0, \forall i$.*

Önsav 4’yi devreye soktuğumuzda $\sqrt{p_{U1i}p_{U2i}}$ fonksiyonları artık türevlenebilir olmaktadır. Bunun sonucunda, KKT eniyilik koşulları şöyle bulunur:

$$-\mu_1 + \theta_{1i} + \theta_{3i} - \gamma_{5i} = 0, \forall i \quad (124)$$

$$-\mu_2 + \theta_{2i} + \theta_{3i} - \gamma_{6i} = 0, \forall i \quad (125)$$

$$\sum_{k=i}^N \lambda_{1k} - \frac{\theta_{1i}}{(1 + p_{12i})} - \beta_i - \gamma_{1i} = 0, \forall i \quad (126)$$

$$\sum_{k=i}^N \lambda_{2k} - \frac{\theta_{2i}}{(1 + p_{21i})} - \beta_i - \gamma_{2i} = 0, \forall i \quad (127)$$

$$\sum_{k=i}^N \lambda_{1k} - \beta_i \left(1 + \frac{\sqrt{p_{U2i}}}{\sqrt{p_{U1i}}} \right) - \gamma_{3i} = 0, \forall i \quad (128)$$

$$\sum_{k=i}^N \lambda_{2k} - \beta_i \left(1 + \frac{\sqrt{p_{U1i}}}{\sqrt{p_{U2i}}} \right) - \gamma_{4i} = 0, \forall i \quad (129)$$

$$\sum_{k=i}^N \lambda_{1k} - \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{2k} - \gamma_{7i} = 0, \forall i \quad (130)$$

$$\sum_{k=i}^N \lambda_{2k} - \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{1k} - \gamma_{8i} = 0, \forall i \quad (131)$$

$$-\frac{\theta_{3i}}{\sigma^2 + s_i} + \beta_i - \gamma_{9i} = 0, \forall i \quad (132)$$

Burada dahil edilmesi gereken tümler gevşeklik koşulları ise şöyledir:

$$\lambda_{1k} \left(\sum_{i=1}^k p_{12i} + p_{U1i} - E_{1i} + \delta_{1i} - \alpha \delta_{2i} \right) = 0, \forall k \quad (133)$$

$$\lambda_{2k} \left(\sum_{i=1}^k p_{21i} + p_{U2i} - E_{2i} + \delta_{2i} - \alpha \delta_{1i} \right) = 0, \forall k \quad (134)$$

$$\theta_{1i} (r_{1i} - f(1 + p_{12i})) = 0, \forall i \quad (135)$$

$$\theta_{2i} (r_{2i} - f(1 + p_{21i})) = 0, \forall i \quad (136)$$

$$\theta_{3i} (r_{1i} + r_{2i} - f(1 + s_i/\sigma^2)) = 0, \forall i \quad (137)$$

$$\beta_i (s_i - p_{12i} - p_{U1i} - p_{21i} - p_{U2i} - 2\sqrt{p_{U1i}p_{U2i}}) = 0 \quad (138)$$

$$\gamma_{1i}p_{12i} = \gamma_{2i}p_{21i} = \gamma_{3i}p_{U1i} = \gamma_{4i}p_{U2i} = 0 \quad (139)$$

$$\gamma_{5i}r_{1i} = \gamma_{6i}r_{2i} = \gamma_{7i}\delta_{1i} = \gamma_{8i}\delta_{2i} = \gamma_{9i}s_i = 0 \quad (140)$$

Önsav 4'e göre, $\gamma_{3i} = \gamma_{4i} = 0, \forall i$ olduğu bilinmektedir. Takip eden iki önsavda, en iyi çözüme ait Lagrange çarpanlarının bazı özellikleri verilmektedir.

Önsav 5 Lagrange çarpanı $\beta_i > 0, \forall i$.

İspat: $\beta_i = 0$ olduğunu varsayalım. (132) nedeniyle, $\theta_{3i} = 0$ 'dır. (124) nedeniyle, $\theta_{1i} = \mu_1 + \gamma_{5i} > 0$ 'dır. (125) nedeniyle ise, $\theta_{2i} = \mu_2 + \gamma_{6i} > 0$ 'dır. Bunlar sonucunda, (140) ışığında, $r_{1i} = r_{2i} = 0$ olması gereklidir ki, bunun en iyi olamayacağı açıktır. ■

Dikkat edilmelidir ki Önsav 5, (128) ve (129) nedeniyle, $\sum_{k=i}^N \lambda_{1k} > 0, \sum_{k=i}^N \lambda_{2k} > 0, \forall i$ olmasının gerektiği anlamına gelmektedir.

Önsav 6 Lagrange çarpanı $\gamma_{9i} = 0, \forall i$.

İspat: Herhangi bir i için $\gamma_{9i} > 0$ olduğunu varsayalım. Bu $s_i = 0$ olmasını gerektirir ve (121) sonucunda, $r_{1i} = r_{2i} = 0$ olması gerekir, ki bu hiçbir durumda en iyi olamaz. ■

En iyi Lagrange çarpanlarının yapısını kullanarak elde ettiğimiz bir sonraki Önsav, en iyi çözümün bazı özelliklerine işaret etmektedir.

Önsav 7 En iyi profil aşağıdakileri sağlamalıdır:

$$a) s_i = p_{12i} + p_{U1i} + p_{21i} + p_{U2i} + 2\sqrt{p_{U1i}p_{U2i}}, \forall i.$$

$$b) r_{1i} + r_{2i} = f(1 + s_i/\sigma^2), \forall i$$

$$c) r_{1i} = f(1 + p_{12i}), r_{2i} = f(1 + p_{12i}), \forall i$$

İspat: Önsavı şu şekilde ispat edebiliriz:

1) Önsav 5 ve (138)'in sonucudur.

2) Önsav 6 ve (132) kullanılarak, $\theta_{3i} = \beta_i(\sigma^2 + s_i)$ olduğu görülür. Önsav 5 gereği $\beta_i > 0$ olduğundan, $\theta_{3i} > 0$ olmalıdır ki bu $r_{1i} + r_{2i} = f(1 + s_i/\sigma^2)$ olmasını (137) nedeniyle gerektirir.

3) Eğer $p_{12i} = 0$ ise, $r_{1i} = 0$ olmalıdır ve $r_{1i} = f(1 + p_{12i})$ sağlanır. Eğer $p_{12i} > 0$ ise, (139)

$\gamma_{1i} = 0$ olmasını gerektirir. (126) ve (128) kullanılarak, $\theta_{1i} = \beta_i \sqrt{p_{U2i}/p_{U1i}}(1 + p_{12i}) > 0$ olduğu bulunur. (135) nedeniyle, $r_{1i} = f(1 + p_{12i})$ olmalıdır. Benzer şekilde, eğer $p_{21i} = 0$ ise, $r_{2i} = 0$ olmalıdır ve $r_{2i} = f(1 + p_{21i})$ sağlanır. Eğer $p_{21i} > 0$ ise, (139), $\gamma_{2i} = 0$ olmasını gerektirir. (127) ve (129), kullanılarak $\theta_{2i} = \beta_i \sqrt{p_{U1i}/p_{U2i}}(1 + p_{21i}) > 0$ olduğu bulunur. (136) nedeniyle, $r_{2i} = f(1 + p_{21i})$ sağlanır. ■

Önsav 7, gönderi hızları ve gönderi güçleri arasında bire-bir bir ilişki olduğunu göstermektedir. Dahası, gönderi güçlerinin aşağıdaki ilişkiyi sağlaması gerekmektedir:

$$f(1 + p_{12i}) + f(1 + p_{21i}) = f(1 + s_i/\sigma^2), \forall i. \quad (141)$$

Şimdi ise, başlıca çıkarımlarımızdan biri olan veri, işbirliğinin her zaman enerji işbirliğinden önce gelmesi gerektiği gösterilecektir. Bir başka deyişle, herhangi bir zaman diliminde işbirliğine ayrılacak fazladan enerjisi olan bir kullanıcı, öncelikle işbirlikçi ortağından daha fazla enerjiyi veri işbirliğine ayırdığından emin olmalıdır, ancak o zaman doğrudan enerji işbirliğine enerji ayrılabilir.

Önsav 8 *En iyi güç dağılım profili şunları sağlar:*

- a) *If $\delta_{2i} > 0$ then $p_{U2i} > p_{U1i}$.*
- b) *If $\delta_{1i} > 0$ then $p_{U1i} > p_{U2i}$.*

İspat: İlk önermenin ispatıyla başlayalım. Eğer $\delta_{2i} > 0$ ise, (140) nedeniyle, $\gamma_{8i} = 0$ olmalıdır. (131) sonucunda, $\sum_{k=i}^N \lambda_{2k} = \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{1k}$ olduğunu bulabiliriz. Bu (128) ve (129) de dikkate alındığında,

$$\beta_i \left(1 + \frac{\sqrt{p_{U1i}}}{\sqrt{p_{U2i}}} \right) = \alpha \beta_i \left(1 + \frac{\sqrt{p_{U2i}}}{\sqrt{p_{U1i}}} \right) \quad (142)$$

olmasını gerektirir. $\beta_i > 0$ ve $\alpha < 1$ olduğundan, (142)

$$\left(1 + \frac{\sqrt{p_{U1i}}}{\sqrt{p_{U2i}}} \right) < \left(1 + \frac{\sqrt{p_{U2i}}}{\sqrt{p_{U1i}}} \right) \quad (143)$$

olmasını, bu da $p_{U2i} > p_{U1i}$ olmasını gerektirir. İkinci kısım da benzer şekilde kanıtlanabilir. ■

Şimdi, eğer seçilen herhangi bir zaman diliminde daha yüksek önceliğe sahip bir verici daha düşük önceliğe sahip bir vericiye enerji transfer ediyorsa, yüksek önceliğe sahip vericinin hali-hazırda düşük öncelikli kullanıcıdan daha yüksek bir hızda veri gönderiyor olması gerektiğini ispatlayacağız.

Önsav 9 *En iyi profil şunları sağlar:*

a) $\mu_2 \geq \mu_1$ için, eğer $\delta_{2i} > 0$ ise, $r_{2i} \geq r_{1i}$ olmalıdır.

b) $\mu_1 \geq \mu_2$ için, eğer $\delta_{1i} > 0$ ise, $r_{1i} \geq r_{2i}$ olmalıdır.

İspat: İlk önermenin ispatı ile başlayalım. $\mu_1 \geq \mu_2$ ve $\delta_{2i} > 0$ olsun. Eğer $p_{12i} = 0$ ise, $r_{1i} = 0$ olur ve önerme doğrudan sağlanır. Bu nedenle $p_{12i} > 0$ olduğunu varsayacağız. (140) sonucunda, $\gamma_{8i} = 0$ olur. (131) ise, $\sum_{k=i}^N \lambda_{2k} < \sum_{k=i}^N \lambda_{1k}$ olmasını gerektirir. Koşullar (126) ve (127) hareketle,

$$\frac{\theta_{2i}}{(1 + p_{21i})} + \beta_i + \gamma_{2i} < \frac{\theta_{1i}}{(1 + p_{12i})} + \beta_i + \gamma_{1i} \quad (144)$$

$$= \frac{\theta_{1i}}{(1 + p_{12i})} + \beta_i \quad (145)$$

olması gerekir. Buradaki eşitlik $p_{12i} > 0$ olmasının $\gamma_{1i} = 0$ olduğunu garanti etmesinden kaynaklanır. O zaman,

$$\frac{\theta_{2i}}{(1 + p_{21i})} < \frac{\theta_{1i}}{(1 + p_{12i})} \quad (146)$$

olduğu görülür. (124) and (125) koşullarına göre,

$$\theta_{1i} = \mu_1 + \gamma_{5i} - \theta_{3i} = \mu_1 - \theta_{3i} \quad (147)$$

$$\theta_{2i} = \mu_2 + \gamma_{6i} - \theta_{3i} \geq \mu_2 - \theta_{3i} \quad (148)$$

elde edilebilir. Burada (147), $r_{1i} > 0 = f(1 + p_{12i}) > 0$ olmasından, bunun da $\gamma_{5i} = 0$ olmasını gerektirmesinden çıkarılmıştır. $\mu_2 \geq \mu_1$ olduğundan, $\theta_{2i} \geq \theta_{1i}$ olduğu açıktır. Bu (146) ile birleştirildiğinde, $p_{21i} > p_{12i}$ olmasını gerektirir, ki bu da $r_{2i} > r_{1i}$ olduğunu ispatlar. İkinci önerme de benzer biçimde ispatlanır. ■

3.4 Ağırdan Alan Politikalar

Bu bölümde, en iyi veri ve enerji işbirliği problemini çözen *enerji işbirliğini ağırdan alan politikalar* olduğu gösterilecektir. Enerji işbirliğini ağırdan alan politikalar, Tutuncuoğlu ve Yener (2015) makalesinde ortaya atılmışlardır ve *i.* zaman diliminde transfer edilen enerjinin enerjiyi alan taraf tarafından anında kullanılması gerekmesi özelliğini taşırlar. Bu tanım aşağıda mevcut problemimiz için geellenmiştir.

Tanım 1 *Bir politika aşağıdaki özelliği sağlıyorsa enerji işbirliğini ağırdan alan politika olarak*

tanımlanır:

$$p_{12i} + p_{U1i} \geq \alpha \delta_{2i}, \quad p_{21i} + p_{U2i} \geq \alpha \delta_{1i}, \quad \forall i \quad (149)$$

Önsav 10 (116) ile tanımlanan problemi çözen bir ağırdan alan politika vardır.

Önsav 10 Tutuncuoglu ve Yener (2015, Önsav 1)'dekine benzer argümanlar kullanılarak kolaylıkla ispatlanabilir.

Enerji transferleri δ_{1i}, δ_{2i} 'yi $\pi_{1i} \geq 0, \pi_{2i} \geq 0$ ve $\nu_{1i} \geq 0, \nu_{2i} \geq 0$ olarak adlandırılan ikişer alt bileşene aşağıdaki gibi bölebiliriz.

$$\delta_{1i} = \pi_{1i} + \nu_{1i}, \quad \delta_{2i} = \pi_{2i} + \nu_{2i}, \quad \forall i \quad (150)$$

Bu açılımda, π_{1i}, π_{2i} transfer edilen enerjinin doğrudan gönderim için kullanılan p_{12i}, p_{21i} değerlerini artırmak için kullanılan kısmını ifade ederken; ν_{1i}, ν_{2i} de transfer edilen enerjinin işbirlikli gönderi için kullanılan p_{U1i}, p_{U2i} değerlerini artırmak için kullanılan kısmına karşılık gelir. Bu durumda, herhangi bir ağırdan alan politika şöyle yazılabilir:

$$p_{12i} \geq \alpha \pi_{2i}, \quad p_{U1i} \geq \alpha \nu_{2i}, \quad \forall i \quad (151)$$

$$p_{21i} \geq \alpha \pi_{1i}, \quad p_{U2i} \geq \alpha \nu_{1i}, \quad \forall i \quad (152)$$

Önsav 11 *En iyi iletim politikası, şunları sağlar:*

a) $\mu_2 \geq \mu_1$ için, eğer $\pi_{2i} > 0$ ise, $p_{21i} > 0$ olmalıdır.

b) $\mu_1 \geq \mu_2$ için, eğer $\pi_{1i} > 0$ ise, $p_{12i} > 0$ olmalıdır.

İspat: İlk önerme ile başlayalım. Eğer $\pi_{2i} > 0$ ise, $\delta_{2i} > 0$ olmalıdır ve Önsav 9, $r_{2i} \geq r_{1i}$ olmasını ve dolayısıyla da $p_{21i} \geq p_{12i}$ olmasını gerektirir. Ağırdan alan politika tanımına göre, bu aktarılan enerji hemen direkt gönderiye atanan güçte kullanılmak zorunda olduğundan, $p_{12i} > 0$ olmalıdır, ki bu da $p_{21i} > 0$ olmasını gerektirir. İkinci kısımda aynı şekilde ispatlanır. ■

Önsav 11, eğer herhangi bir miktar direkt enerji yüksek öncelikli bir kullanıcıdan düşük öncelikli bir kullanıcıya aktarıldıysa, gönderen kullanıcının en azından bir miktar enerjiyi kendi direkt gönderisi için kullanıyor olması gerektiğini göstermektedir.

3.5 Algoritmik Çözüm

En iyi çözümün pek çok ilginç ve önemli özelliğini ispatlamış olsak da, hala problemin en iyi gönderi çizelgelemesi ve enerji transferi politikasını bulmak için çözülmesi gerekmektedir. Bu çözüm, daha önce türettiğimiz KKT koşullarına dayanan bir algoritmik yaklaşım ile elde edilecektir. Bu alt bölümde, öncelikle, hangi koşullar altında enerji transferi yapılması gerektiği bulunacak, daha sonra da en iyi enerji transferi ve güç tahsisi politikasını bulan bir döngüsel algoritma geliştirilecektir. Şimdi enerji transferlerin herhangi bir zaman diliminde asla çift yönlü olamayacağını ispatlayacağız.

Önsav 12 *En iyi profilde, eğer $\delta_{1i} > 0$ ise, $\delta_{2i} = 0$ ve eğer $\delta_{2i} > 0$ ise $\delta_{1i} = 0$ olmalıdır. Diğer bir deyişle, $\delta_{1i}\delta_{2i} = 0, \forall i$.*

İspat: Herhangi bir zaman dilimi i için, $\delta_{1i} > 0, \delta_{2i} > 0$ olduğunu varsayalım. Bu durumda, (140) nedeniyle $\gamma_{7i} = \gamma_{8i} = 0$ olmalı, (130) ve (131) nedeniyle ise $\sum_{k=i}^N \lambda_{1k} = \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{2k} = \alpha(\alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{1k})$ olmalıdır ki, bu $\alpha = 1$ olmadığı sürece mümkün olamaz. ■

Önsav 13 *Eğer $\alpha < \frac{\sum_{k=i}^N \lambda_{1k}}{\sum_{k=i}^N \lambda_{2k}} < \frac{1}{\alpha}$ ise, i . zaman diliminde her iki yöne de enerji transferi olmamalı, $\delta_{1i} = \delta_{2i} = 0$ olmalıdır.*

İspat: $\alpha < \frac{\sum_{k=i}^N \lambda_{1k}}{\sum_{k=i}^N \lambda_{2k}} < \frac{1}{\alpha}$ olsun. Bunu $\sum_{k=i}^N \lambda_{1k} > \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{2k}$ and $\sum_{k=i}^N \lambda_{2k} > \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{1k}$ olarak da yazmak mümkündür. (130) ve (131) nedeniyle, $\gamma_{7i} > 0, \gamma_{8i} > 0$ olmalıdır ve (140)'tan hareketle $\delta_{1i} = \delta_{2i} = 0$ elde edilir. ■

Önsav 14 *$\frac{\sum_{k=i}^N \lambda_{1k}}{\sum_{k=i}^N \lambda_{2k}} < \alpha$ ya da $\frac{\sum_{k=i}^N \lambda_{1k}}{\sum_{k=i}^N \lambda_{2k}} > \frac{1}{\alpha}$ ile sonuçlanan bir güç tahsis politikası kesinlikle en iyi olamaz.*

İspat: (130), (131) ve $\gamma_{7i} \geq 0, \gamma_{8i} \geq 0$ 'dan hareketle ispatlanır. ■

Önsav 15 *Herhangi bir zaman dilimi $i \in 1, \dots, N$ 'de, eğer $\frac{\sum_{k=i}^N \lambda_{\ell k}}{\sum_{k=i}^N \lambda_{m k}} = \alpha$ ise, verici $\ell \in \{1, 2\}$ verici $m \in \{1, 2\}$ 'ye, ($m \neq \ell$), enerji transfer eder: $\delta_{li} > 0$,*

İspat: Eğer $\delta_{1i} > 0$ ise (140) nedeniyle $\gamma_{7i} = 0$ olmalıdır. Eğer $\delta_{2i} > 0$ ise (140) nedeniyle $\gamma_{8i} = 0$ olmalıdır. Dolayısıyla, aranan sonuç doğrudan (130) ve (131) kullanılarak elde edilir. ■

Önsavlar 13, 14 ve 15 şu fiziksel anlama sahiptir: genellenmiş su seviyelerinin oranı $v_{\ell i} \triangleq \left(\sum_{k=i}^N \lambda_{\ell k}\right)^{-1}$, $\ell \in \{1, 2\}$, herhangi bir seçilen zaman diliminde enerji transferi olup olmayacağını kesin olarak belirler. Şöyle ki, enerji transferi olmaksızın elde edilen genellenmiş su seviyesi oranı

$v_{\ell i}/v_{mi}$ enerji transfer verimliliği α 'nın altında olduğu zaman dilimlerinde enerji verici m 'den verici ℓ 'ye aktarılmalıdır, ve aktarım bu oran tam olarak α 'ya eşit olacak şekilde yapılmalıdır. Eğer su seviyeleri arasında fazla fark yoksa, yani oranları α ve $1/\alpha$, arasındaysa, o zaman enerji transferi olmamalıdır.

Dikkat edilmelidir ki, enerji transferi değişkenlerine karşılık gelen KKT koşulları güçlere doğrudan bağlı değildir. Aynı şekilde, en iyi güç dağılımı değişkenlerine karşılık gelen KKT koşulları da enerji transferi değişkenlerine doğrudan bağlı değildir. Bu iki koşul kümesi yalnızca genellenmiş su seviyeleri üzerinden birbirlerine bağlı olduğu için, güç dağılımı ve enerji transferi adımları arasında döngüsel olarak işleyen, ve genellenmiş su seviyelerini her enerji transferi adımında Önsavlar 13, 14 ve 15'a göre güncelleyen bir algoritma geliştirilebilir. Yakınsarlığı kanıtlanabilir olan böyle bir algoritma, aşağıda Algoritma 2 adıyla sunulmuştur.

Algoritma 2 En iyi enerji ve veri işbirliği algoritması.

Başlangıç:

- 1: **for** $i = 1 : N$ **do**
 - 2: $p_{1i} \leftarrow E_{1i}, p_{2i} \leftarrow E_{2i}$
 - 3: $p_{12i}, p_{U1i}, p_{21i}, p_{U2i}$ altgüçlerini belirle.
 - 4: $\sum_{k=i}^N \lambda_{1k}, \sum_{k=i}^N \lambda_{2k}$ su seviyelerini (126), (127) kullanarak belirle
 - 5: **end for**
-

Ana algoritma:

- 6: **repeat**
 - 7: **for** $i = 1 : N$ **do**
 - 8: Eğer $\sum_{k=i}^N \lambda_{1k} < \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{2k}$ ise, verici 1'den 2'ye enerji aktar
 - 9: Eğer $\sum_{k=i}^N \lambda_{2k} < \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{1k}$ ise, verici 2'den 1'e enerji aktar
 - 10: Yeni altgüçler $p_{12i}, p_{U1i}, p_{21i}, p_{U2i}$ 'i belirle
 - 11: Yeni su seviyelerini belirle
 - 12: **end for**
 - 13: **until**
 $\sum_{k=i}^N \lambda_{1k} = \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{2k}$ or $\sum_{k=i}^N \lambda_{2k} = \alpha \sum_{k=i}^N \lambda_{1k}$
-

3.6 Benzetim Sonuçları

Bu bölümde, birlikte yapılan enerji ve veri işbirliğinin bir çoklu erişim kanalında erişilebilecek gönderim alanını genişlettiğini benzetimler yoluyla göstereceğiz. Şekil 15'de önerdiğimiz veri ve enerji işbirlikli enerji hasat eden ÇEK modelinin gönderim alanı verilmiştir. Kıyaslama için, Bölüm 1'de ve Su vd. (2015)'te ele alınan, yalnızca veri işbirliği içeren bir işbirlikli çoklu erişim kanalının gönderim alanı, ve veri işbiriksiz çoklu erişime karşılık gelen gönderim alanları da çizilmiştir. İki modeli doğrudan kıyaslayabilmek adına, kapasite ve erişilebilir hız denklemlerinin bant limitli Gauss fürültülü kanallar için olan versiyonları kullanıldığından, hesaplanan

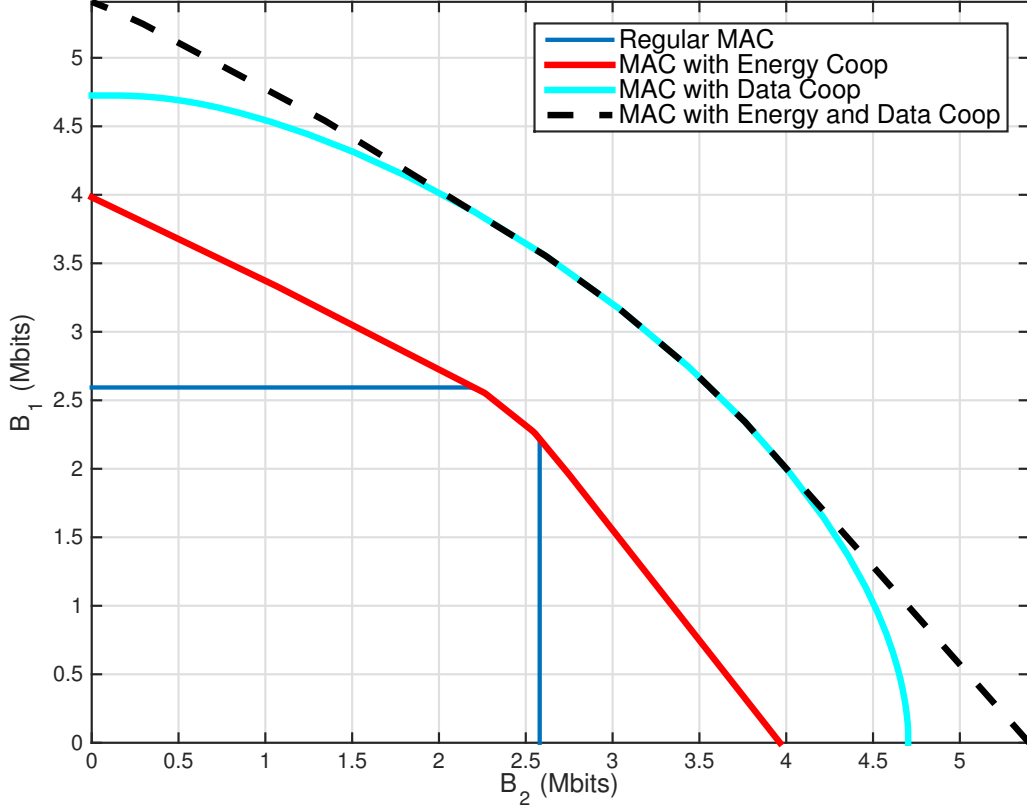
kapasite ve erişilebilir veri hızı değerleri bps cinsindedir. Bant genişliği ve normalize edilmiş gürültü değışintisi değerleri Su vd. (2015)'tekilerle aynı olacak şekilde alınmıştır. Kullanıcı alıcı arası linklerdeki Gauss gürültü değışintisi 10^{-2} W, kullanılan gönderi bant genişliği ise 1 MHz pşaral seçilmiştir. Yalnızca işbirlikli ÇEK için ilgili olan kullanıcılararası kanallar da eklenebilir beyaz Gauss gürültülü olarak seçilmiş olup gürültü değışintisi 5×10^{-3} W olarak seçilmiştir ki, kullanıcılar arası linklerin direk linklere göre 3-dB sinyal gürültü oranı avantajı olsun.

Hasat edilen enerji değerleri $\mathbf{E}_1 = [5, 0, 5, 0, 0, 0, 0, 10, 0, 0]$ mJ, $\mathbf{E}_2 = [5, 0, 0, 0, 0, 10, 0, 0, 5, 0]$ mJ, olarak seçilmiş olup, enerji transfer verimliliği $\alpha = 0.6$, gönderi tamamlama süresi ise 10 saniye olarak alınmıştır. Enerji ve veri işbirliğinin bir arada kullanılmasının gönderim alanını veri işbirliğine kıyasla iyileştirdiği görülmekle birlikte, bu etkinin özellikle tek başına gönderim noktaları olan eksnelere yakın noktalarda görülmesi ilgi çekicidir. Toplam gönderilen veriye karşılık gelen noktada, $\sum_{i=1}^N r_{1i} + r_{2i}$ eniyilenmekte ve enerji geliş paternlerindeki farklılıklar güçlerin toplam halinde veri hızı ifadesinde yer alması nedeniyle etkilerini yitirmektedir. Öte yandan, daha yüksek enerji aktarım verimliliği durumlarında, toplam veri hızlarında da iyileşme olduğu benzer benzetimler sonucunda görülmüştür.

Şimdi, vericilere atanan önceliklerin $\mu_1 = 0.6, \mu_2 = 1$ olarak sabitlendiği durumu inceleyelim. Şekiller 16 and 17 enerji kullanım eğrisini göstermektedir. Burada çizilen, her kullanıcının herhangi bir zaman anına kadar toplam enerji harcamasını gösteren eğrilerdir. İşbirlikçi ortağa gönderim için kullanılan güç bileşenleri olan p_{12}, p_{21} ile, alıcıya işbirlikli gönderim için kullanılan güç bileşenleri olan p_{U1}, p_{U2} ayrı ayrı çizilmiştir. Ayrıca, enerji işbirliğinin etkisi de gösterilmiştir. Şekil 16 göstermektedir ki enerji işbirliği olduğu durumda, verici 1 enerjisinin kayda değer bir bölümünü verici 2'ye göndermiştir, ve kendi mesajlarını göndermek üzere kullanacağı güçleri sıfırlamıştır. Bu, verici 1'in artık kendi bağımsız verisini göndermemeyi seçtiğini, verici 2 için adanmış bir röle halini aldığını göstermektedir. Şekil 17'te görüldüğü üzere enerji işbirliği sonucunda, verici 2'nin mesajını doğrudan göndermek için kullandığı güç, zaman dilimi 5'te sahip olduğu hasat edilmiş enerjinin üzerindedir. İşbirliğine adanmış güçler olan p_{U2} 'nin enerji işbirliği ile değışmediği, verici 1'den gelen tüm enerjinin doğrudan gönderim için kullanıldığı anlaşılmaktadır.

3.7 Sonuç

Bu bölümde enerji hasat eden iki kullanıcılı bir Gauss gürültülü ÇEK için enerji ve veri işbirliği birlikte ele alınmıştır. En iyi gönderi gücü ve veri hızı tahsisi politikası elde edilmiştir. Öncelikle, işbirliğine adanmış güçlerin her zaman diliminde tüm vericilerde pozitif olması gerektiği ispatlanmış, daha sonra, veri işbirliğinin her zaman enerji işbirliğinin önünde gittiği gösterilmiş-



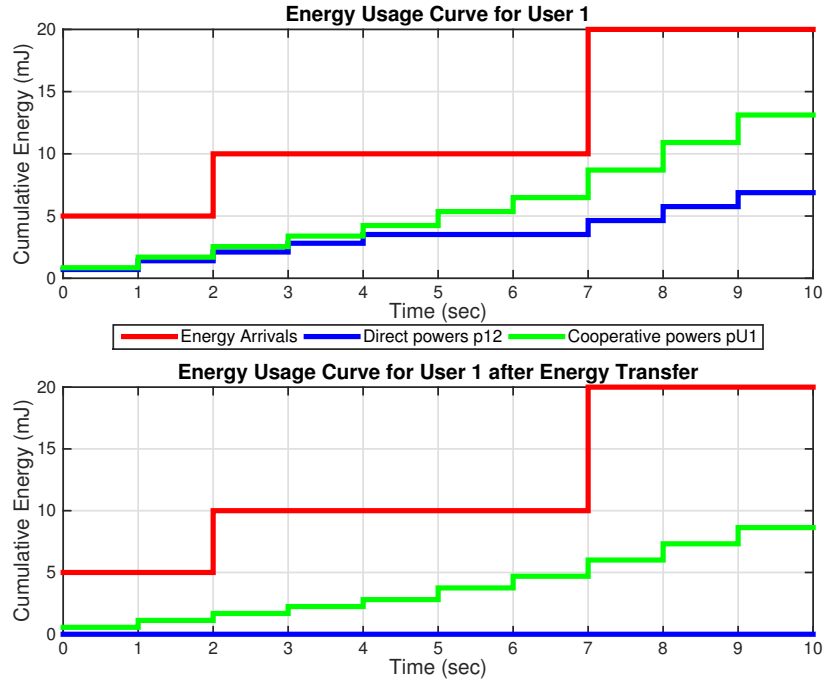
Şekil 15: Geleneksel ÇEK, enerji yardımlaşmalı ÇEK, veri yardımlaşmalı ÇEK ve hem veri hem enerji yardımlaşmalı ÇEK için gönderim alanları.

tir. Bir başka deyişle, fazla enerjinin önce işbirlikli gönderimde kullanılan güçleri artırmak için kullanılması, ancak bundan sonra diğer vericiye aktarılması gerekmektedir. Ayrıca eğer yüksek öncelikli olan verici düşük öncelikli bir vericiye enerji transfer ediyorsa, kendisinin halihazırda diğer vericiden daha yüksek bir veri hızında gönderim yapıyor olması gerektiği bulunmuştur. Son olarak, ağırdan alan politikaların ele aldığımız problem için en iyi olduğu gösterilmiştir. KKT koşulları kullanılarak, en iyi çözüme erişen dögüsel bir algoritma türetilmiştir.

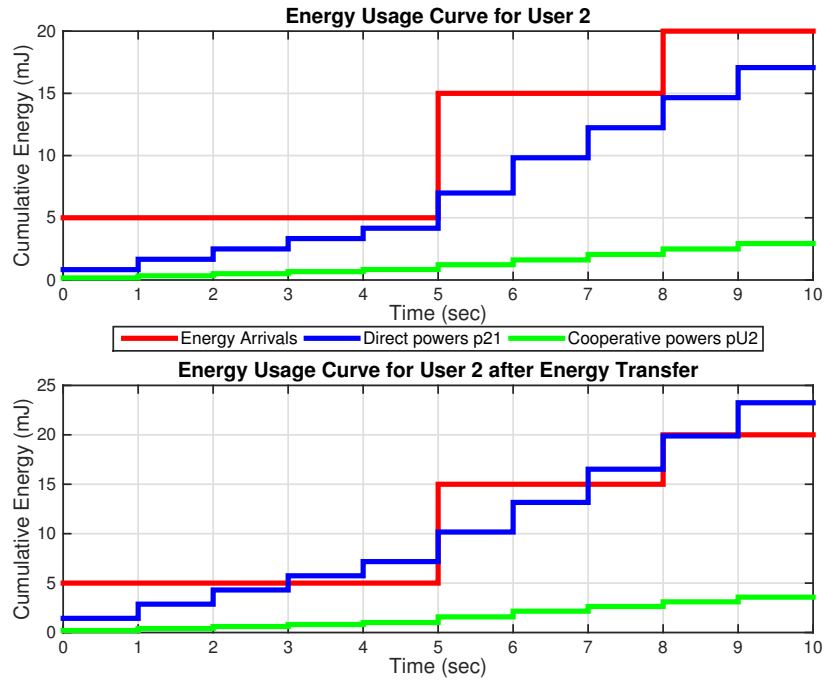
3.8 Ek - Önsav 4 İçin Kanıt

Üç durumu ayrı ayrı ele alarak, her birinde bir çelişkiye erişeceğiz:

Durum 1: Varsayalım ki $\exists k: p_{U1k} = 0, p_{U2k} > 0$. O halde, $s_k = p_{12k} + p_{21k} + p_{U2k}$ olmalıdır. Herhangi birer $\epsilon_1 > 0, \epsilon_2 > 0$ için yeni bir güç tayin vektörü tanımlayalım: $\tilde{p}_{U2k} = p_{U2k} - \epsilon_1 - \epsilon_2$, $\tilde{p}_{21k} = p_{21k} + \epsilon_1$, $\tilde{p}_{U1k} = \alpha\epsilon_2$, $\tilde{p}_{12k} = p_{12k}$. Burada ϵ_2 kadar enerji verici 2'den 1'e aktarılmış ve verici 1'in işbirliğine adanmış gücünde kullanılmış olur. Ek olarak, p_{U2k} , ϵ_1 kadar azaltılmış ve p_{21k} , ϵ_1 kadar artırılmış olur. Yeni güç tahsisi, enerji hasadı kısıtlarını sağlar. Veri bölgesi kısıtları



Şekil 16: Verici 1 için enerji hasadı olduğunda ve olmadığında enerji kullanım eğrileri, $\mu_1 = 0.6$ ve $\mu_2 = 1$.



Şekil 17: Verici 2 için enerji hasadı olduğunda ve olmadığında enerji kullanım eğrileri, $\mu_1 = 0.6$ ve $\mu_2 = 1$.

(119) ve (120) şunlara dönüşür:

$$r_{1k} \leq f(1 + \tilde{p}_{12k}) = f(1 + p_{12k}) \quad (153)$$

$$r_{2k} < f(1 + \tilde{p}_{21k}) = f(1 + p_{21k} + \epsilon_1) \quad (154)$$

Kısıt (121) için,

$$\tilde{s}_k = \tilde{p}_{12k} + \tilde{p}_{U1k} + \tilde{p}_{21k} + \tilde{p}_{U2k} + 2\sqrt{\tilde{p}_{U1k}\tilde{p}_{U2k}} \quad (155)$$

$$\begin{aligned} &= p_{12k} + \alpha\epsilon_2 + p_{21k} + \epsilon_1 + p_{U2k} - \epsilon_1 - \epsilon_2 \\ &+ 2\sqrt{\alpha\epsilon_2(p_{U2k} - \epsilon_1 - \epsilon_2)} \end{aligned} \quad (156)$$

$$= s_k + (\alpha - 1)\epsilon_2 + 2\sqrt{\alpha\epsilon_2(p_{U2k} - \epsilon_1 - \epsilon_2)} > s_k \quad (157)$$

elde edilebilir. Burada son eşitsizlik küçük ϵ_1, ϵ_2 için $2\sqrt{\alpha\epsilon_2(p_{U2k} - \epsilon_1 - \epsilon_2)} > (1 - \alpha)\epsilon_2$ olmasından ileri gelir. Bu nedenle

$$r_{1k} + r_{2k} < f(1 + \tilde{s}_k/\sigma^2) \quad (158)$$

olarak bulunabilir.

Kısıtlar (154), (158) gevşek olduğundan r_{2k} artırılmak suretiyle daha büyük bir en iyi değer elde edilebilir ki, Bu başlangıçtaki profilin eniyiliği ile çelişir. Bu yüzden durum 1 gerçekleşemez. Durum 2: Durum 1'dekine benzer şekilde zıtlığa ulaşılabilir.

Durum 3: Varsayalım ki $\exists k: p_{U1k} = 0, p_{U2k} = 0$. O halde, $s_k = p_{12k} + p_{21k}$ olmalıdır. $r_{1k} = f(1 + p_{12k}), r_{2k} = f(1 + p_{21k})$ doğru olamaz, çünkü bu durum $f(1 + p_{12k}) + f(1 + p_{21k}) > f(1 + s_k/\sigma^2)$ ile sonuçlanır ve bu sağlanabilir değildir. Genelliği kaybetmeksizin $r_{1k} < f(1 + p_{12k})$ olarak varsayalım. Yeni bir güç vektörü tanımlayalım: $\tilde{p}_{12k} = p_{12k} - \epsilon_1 - \epsilon_2, \tilde{p}_{U1k} = \epsilon_1, \tilde{p}_{21k} = p_{21k}, \tilde{p}_{U2k} = \alpha\epsilon_2$. Burada ϵ_2 kadar enerji verici 1'den 2'ye aktarılmış, ve onun işbirliğine adanmış gücünü artırmak için kullanılmıştır. İlave olarak, p_{12k}, ϵ_1 kadar azaltılmış ve $p_{U1k} \epsilon_1$ kadar artırılmıştır.

Küçük ϵ_1, ϵ_2 için halen $r_{1k} < f(1 + \tilde{p}_{12k})$ sağlanır ki, bu da (119) kısıtını sağlar. p_{21k} değiştirilmemiş olduğundan, (120) zaten sağlanır. Kısıt (121) için,

$$\tilde{s}_k = \tilde{p}_{12k} + \tilde{p}_{U1k} + \tilde{p}_{21k} + \tilde{p}_{U2k} + 2\sqrt{\tilde{p}_{U1k}\tilde{p}_{U2k}} \quad (159)$$

$$= p_{12k} - \epsilon_1 - \epsilon_2 + \epsilon_1 + \alpha\epsilon_2 + p_{21k} + 2\sqrt{\epsilon_1\alpha\epsilon_2} \quad (160)$$

$$= s_k + (\alpha - 1)\epsilon_2 + 2\sqrt{\epsilon_1\alpha\epsilon_2} > s_k \quad (161)$$

ifadesi elde edilebilir. Burada son eşitsizlik $\epsilon_1 > \epsilon_2(1 - \alpha)^2/(4\alpha)$ için geçerlidir, ve bunu sağlayan değerler seçilebilir. O halde, $r_{1k} + r_{2k} < f(1 + \tilde{s}_k/\sigma^2)$ olacaktır. Şimdi r_{1k} artırılabilir ki, bu da yine bir çelişkidir: Durum 3'ün gerçekleşmesi de mümkün değildir.

4 Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalında Verinin İletişim Sırasında Aralıklı Geldiği Durumda İşbirliği

Bu bölümde, kullanıcıların doğadan enerji hasat edebildiği bir işbirlikli Gauss çoklu erişim kanalını ele alıyoruz. Gönderilecek veriler kullanıcılara, haberleşme süresince aralıklarla ve paketler halinde ulaşmaktadır. Kullanıcılar, birbirlerinin gönderdiği mesajları dinleyebilmekte ve ortak mesajlar oluşturarak işbirliği yapabilmektedirler. Bu senaryo için gönderim bölgesini enyükselten eniyi çevrimdışı gönderim güç ve hız dağılımını buluyoruz. Öncelikle, tekil kullanıcının hız kısıtlarının her zaman diliminde eşitlikle sağlandığı ve gönderim güçleriyle hızların arasında birbir eşleşme olduğu bir eniyi politikanın var olduğunu gösteriyoruz. Ardından, gönderim bölgesi eniyileme problemini gönderim hızlarının ağırlıklı toplamlarının enyükseltmesi problemi olarak şekillendiriyoruz. Sonra, eniyileme problemine adım adım yaklaşırken bir *ardışık dışbükey yaklaştırma yöntemi* sunuyor ve bu yöntemin eniyi çözümü verdiğini gösteriyoruz. Son olarak, yakınlaştırma problemlerini *iç ve dış ayırışım yöntemi* ile çözüyor ve benzetim sonuçlarında aynı miktar enerjiyle daha yüksek gönderim hızlarına ulaşabildiğini gözlemliyoruz.

4.1 Giriş

Ele aldığımız enerji hasat eden bir işbirlikli çoklu erişim model, Şekil 18’de verilmiştir. Veri paketleri ve hasat edilen enerjiler, vericilere haberleşme süresince aralıklarla ulaşmaktadır. Bu model için gönderim bölgesini enyükselten eniyi kullanıcı güç ve hız dağılımlarını belirliyoruz.

Son zamanlarda, enerji hasat eden haberleşme sistemleri için gönderim gücü yönetimi problemi farklı yazarlar tarafından araştırılmıştır, Yang ve Ulukus (2012b); Tutuncuoglu ve Yener (2012c); Ozel vd. (2011a); Ho ve Zhang (2012); Yang vd. (2012); Antepli vd. (2011); Ozel vd. (2012); Yang ve Ulukus (2012a); Wang vd. (2015); Tutuncuoglu ve Yener (2012d); Devillers ve Gunduz (2012); Tutuncuoglu vd. (2015); Orhan vd. (2014); Xu ve Zhang (2014); Ozel vd. (2014); Huang vd. (2013); Gunduz ve Devillers (2011); Luo vd. (2013); Orhan ve Erkip (2013); Varan ve Yener (2014); Gurakan ve Ulukus (2015a); Gurakan vd. (2013a); Gurakan ve Ulukus (2015b); Su vd. (2015). Enerji hasat eden ve kapasite kısıtsız bataryalı verici için gönderim süresini enküçültme problemi Yang ve Ulukus (2012b)’de çözülmüştür. Tutuncuoglu ve Yener (2012c)’de belli bir haberleşme süre kısıtı altında gönderilen veri miktarını enyükseltme problemi çözülmüş ve bu problemin gönderim süresini enküçültme problemine denk olduğu gösterilmiştir. Bu problem, Ozel vd. (2011a); Yang vd. (2012); Antepli vd. (2011); Ozel vd. (2012); Yang ve Ulukus (2012a); Wang vd. (2015); Tutuncuoglu ve Yener (2012d)’de sönümlemeli, yaygın, çoklu erişim ve girişimli kanallarda da çözülmüştür. Bataryanın kusurlu olduğu durumlar için gönderilen veri miktarını

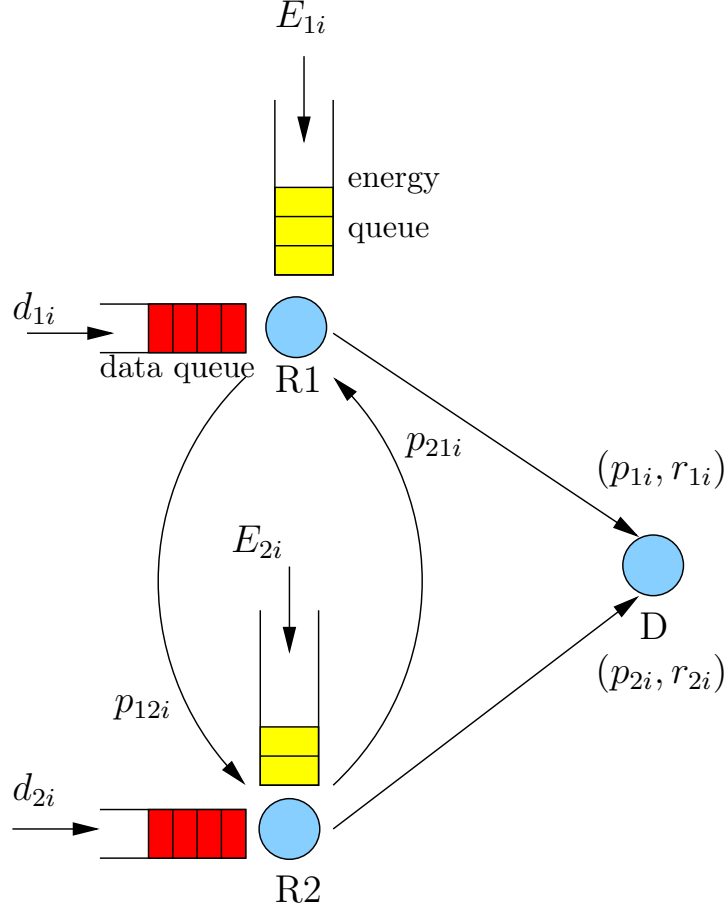
enyükseltme problemi Devillers ve Gunduz (2012); Tutuncuoglu vd. (2015)'te incelenmiş ve bu probleme Orhan vd. (2014); Xu ve Zhang (2014); Ozel vd. (2014)'te veri işleme maliyeti de eklenmiştir. Aktarımlı haberleşmede enerji hasat eden vericilerin kullandığı model, yarı ve tam çift zamanlı aktarımlı durumlar için Huang vd. (2013); Gunduz ve Devillers (2011); Luo vd. (2013); Orhan ve Erkip (2013); Varan ve Yener (2014); Gurakan ve Ulukus (2015a)'da çözülmüştür.

Enerji işbirliği modeli, Gurakan vd. (2013a)'da sunulmuş olup bizim araştırmamızla ilgili olan çalışmalar, çoklu erişim kanalında eniyi çözümlenme probleminin incelendiği Uysal-Biyikoglu ve El Gamal (2004); Yang ve Ulukus (2012a); Wang vd. (2015); Gurakan ve Ulukus (2015b); Su vd. (2015)'teki çalışmalardır. Uysal-Biyikoglu ve El Gamal (2004)'te, veri paketlerinin kullanıcılara iletişim süresince geldiği en küçük enerji çözümlenmesi problemi çözülmüştür. Yang ve Ulukus (2012a)'da, her kullanıcıda ek olarak en yüksek güç kısıtları da eklenmiştir. En son, Gurakan ve Ulukus (2015b)'de ise enerji ve veri paketlerinin iletişim süresince geldiği durum incelenmiş ve Su vd. (2015)'te ise yalnızca enerji paketlerinin iletişim süresince geldiği işbirlikli çoklu erişim kanalı incelenmiştir. Bu kısımda biz hem enerji hem de veri paketlerinin kullanıcılara iletişim süresince geldiği bir işbirlikli çoklu erişim kanalını ele alıyoruz.

İlk olarak, eniyi iletim gücü ve hızı dağılımının, işbirlikçi çoklu erişim kanalının ulaşılabilir gönderim bölgesinin iç kısmından ziyade son bulunduğu sınırdaki da var olduğunu gösteriyoruz. Ardından, eniyileme problemini veri iletim güçleri ve hızları cinsinden yazmak yerine sadece veri iletim hızları cinsinden ifade ediyoruz. Problem, bu formda içbükey olmamasına rağmen dual problem çözümlenmesiyle birincil problem çözümlenmesinin aynı sonuçlar verdiğini gösteriyoruz. Problemin kuvvetli dualite özelliğinden yararlanarak, ardışık dışbükey yaklaşım yöntemi kullanıp dışbükey olmayan kısıtları uygun dışbükey fonksiyonlarla yaklaşıyoruz. Bu yöntemle de iç ve dış eniyükseltme problemleri arasında dönerek eniyi çözüme ulaşan bir dögüsel algoritma ile eniyileme problemini çözüyoruz.

4.2 Sistem Modeli ve Problem Tanımı

Ele aldığımız enerji hasat eden işbirlikli çoklu erişim kanalı Şekil 18 ile verilmiştir. Bu modelde veri ve enerji, kullanıcılara aralıklı olarak ulaşmaktadır. Hasat edilen enerjiler, kullanıcıların kendi bataryalarında saklanır. Haberleşme süresi, N adet eşit uzunlukta zaman dilimlerine ayrılmıştır. 1. ve 2. kullanıcıları işaret etmek adına 1 ve 2 alt-indisleri kullanılmıştır. Her kullanıcıya i 'nci zaman diliminde, sırasıyla E_{1i}, E_{2i} ve δ_{1i}, δ_{2i} miktarında olmak üzere enerji ve veri paketi ulaşmaktadır. 1. ve 2. kullanıcının iletim güçleri ve iletim hızları sırasıyla p_{1i}, r_{1i} ve p_{2i}, r_{2i} ifade edilmiştir. İşbirlikli Gauss çoklu erişim kanalının gürültü varyansları kullanıcılarda ve alıcıda sırasıyla 1 ve σ^2 olarak kabul edilmiştir. İletim stratejisi olarak, Su vd. (2015)'te da incelenen



Şekil 18: Enerji ve veri akışlı işbirlikli çoklu erişim kanalı.

gecikme kısıtlı iletim politikasını kullanmaktayız. Kullanıcılar, her zaman diliminde bilgi değiş-tokuşu yapıp oluşturdukları ortak bilgiyi de göndererek işbirliği yapmaktadırlar. Bu modelde kullanılan kodlama ve kodçözüm ile ilgili detaylı bilgi Su vd. (2015, Bölüm II)'de bulunmaktadır. Kaya ve Ulukus (2007b); Su vd. (2015)'te de incelenen bu senaryoda ulaşılabilir gönderim bölgesi $p_{12i}, p_{21i}, p_{U1i}, p_{U2i}$ iletim alt-güçleri cinsinden

$$\mathcal{C}(p_{12i}, p_{21i}, p_{U1i}, p_{U2i}) = \left\{ r_{1i} \leq f(1 + p_{12i}), \right. \quad (162)$$

$$r_{2i} \leq f(1 + p_{21i}), \quad (163)$$

$$\left. r_{1i} + r_{2i} \leq f(S_i/\sigma^2) \right\} \quad (164)$$

ifade edilir. Burada, $f(x) = \frac{1}{2} \log(x)$ and $S_i = \sigma^2 + p_{1i} + p_{2i} + 2\sqrt{p_{U1i}p_{U2i}}$, $p_{1i} = p_{12i} + p_{U1i}$, $p_{2i} = p_{21i} + p_{U2i}$ geçerlidir. Bundan sonra, iletim alt-gücü ve hızı dizilerini $\mathbf{p}_{12}, \mathbf{p}_{21}, \mathbf{p}_{U1}, \mathbf{p}_{U2}, \mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2$ vektörleriyle ifade edeceğiz.

Hasat edilen enerji, *enerji öncüllüğü kısıtları* uyarınca kullanıcıya ulaşmadan kullanılamaz:

$$\sum_{i=1}^k p_{1i} \leq \sum_{i=1}^k E_{1i}, \quad 1 \leq k \leq N, \quad (165)$$

$$\sum_{i=1}^k p_{2i} \leq \sum_{i=1}^k E_{2i}, \quad 1 \leq k \leq N. \quad (166)$$

İletilecek veriler de *veri öncüllüğü kısıtları* uyarınca kullanıcıya ulaşmadan iletilemez:

$$\sum_{i=1}^k r_{1i} \leq \sum_{i=1}^k \delta_{1i}, \quad 1 \leq k \leq N, \quad (167)$$

$$\sum_{i=1}^k r_{2i} \leq \sum_{i=1}^k \delta_{2i}, \quad 1 \leq k \leq N. \quad (168)$$

Bu işbirlikçi çoklu erişim kanalı için iletim hızlarının ulaşılabilir olması gerekir:

$$(r_{1i}, r_{2i}) \in \mathcal{C}(p_{12i}, p_{21i}, p_{U1i}, p_{U2i}), \quad 1 \leq i \leq N. \quad (169)$$

Gönderim bölgesinin dışbükey olmasından yararlanarak, iletim hızlarını $0 \leq \mu_1, \mu_2 \leq 1$ ağırlıklarıyla toplayarak gönderim bölgesi eniyileme problemini ifade edebiliriz:

$$\begin{aligned} \max_{\mathbf{p}_{12}, \mathbf{p}_{21}, \mathbf{p}_{U1}, \mathbf{p}_{U2}, \mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2 \geq \mathbf{0}} \quad & \mu_1 \sum_{i=1}^N r_{1i} + \mu_2 \sum_{i=1}^N r_{2i} \\ \text{s.t.} \quad & (165)-(169) \end{aligned} \quad (170)$$

4.3 Gerekli Koşullar ve Eniyi Strateji

Bu kısımda, eniyi çözüme ait bazı özellikleri kanıtlayacağız.

Önsav 16 *Verilen problem için,*

$$r_{1i} = f(1 + p_{12i}), \quad r_{2i} = f(1 + p_{21i}), \quad \forall i \quad (171)$$

özelliğini sağlayan bir adet eniyi çözüm bulunmaktadır.

İspat: Bu önsavı, verilen özelliği sağlamayan herhangi bir politika için, bu özelliği sağlayarak aynı ağırlıklı iletilen veri toplamına ulaşan bir politika olduğunu göstererek kanıtlayacağız. Bir i zaman dilimi için $r_{1i} < f(1 + p_{12i})$ geçerli olacak şekilde bir eniyi politika olduğunu varsayalım. Ayrıca, $q_{12i} = p_{12i} - \epsilon$, $q_{U1i} = p_{U1i} + \epsilon$ olarak değiştirilmiş bir politika olduğunu da düşünelim. Diğer

değişkenlerin her iki durum için aynı olduğunu varsayalım. Bu değiştirilmiş politika için $q_{1i} = q_{12i} + q_{U1i} = p_{12i} + p_{U1i} = p_{1i}$ geçerli olur, bu nedenle yeni politika öncekiyle aynı miktarda enerji harcamış olur. Bu politikanın S_i 'yi ve (r_{1i}, r_{2i}) 'yi artırır ve $\mathcal{C}(q_{12i}, p_{21i}, q_{U1i}, p_{U2i})$ kümesindedir. Veri iletim hızlarını değiştirmedığımız için, politika veri öncüllüğü kısıtlarına halen uymaktadır. Bu işlemi tekrarladığımızda, en sonunda $r_{1i} = f(1 + p_{12i})$ ifadesinin geçerli olduğu bir güç politikasına ulaşırız. r_{2i} için de benzer argümanlar kullanıp, p_{21i} ve p_{U2i} 'yi değiştirerek $r_{2i} = f(1 + p_{21i})$ ifadesine ulaşırız. İletim hızlarını değiştirmedimize göre, iletilen ağırlıklı veri toplamı miktarı aynı ve politika hala eniyi kalmış olduğundan, önsav kanıtlanmış olur. ■

Önsav 16'i kullanıp (171) ile verilen kısıtları uygularsak, (164) kısıtları,

$$f(1 + p_{12i}) + f(1 + p_{21i}) \leq f(S_i/\sigma^2), \quad \forall i \quad (172)$$

olarak ifade edilebilir.

Önsav 16 ile verilen iletim güç-hız ilişkilerine ek olarak, r_{U1i}, r_{U2i} yardımcı iletim hızı değişkenlerini kullanarak $r_{U1i} = f(1 + p_{U1i}), r_{U2i} = f(1 + p_{U2i})$ ifadesine ulaşabiliriz. Böylece, $S_i = \sigma^2 + 2^{2r_{1i}} + 2^{2r_{U1i}} + 2^{2r_{2i}} + 2^{2r_{U2i}} + 2\sqrt{(2^{2r_{U1i}} - 1)(2^{2r_{U2i}} - 1)} - 4$ geçerli olur. Bu şekilde eniyileme problemi yalnızca gönderim hızlarına bağlı olarak

$$\begin{aligned} \max_{\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2, \mathbf{r}_{U1}, \mathbf{r}_{U2}} \quad & \sum_{i=1}^N \mu_1 r_{1i} + \mu_2 r_{2i} \\ \text{s.t.} \quad & \sum_{i=1}^k 2^{2r_{1i}} + 2^{2r_{U1i}} \leq \sum_{i=1}^k (E_{1i} + 2), \quad \forall k, \end{aligned} \quad (173)$$

$$\sum_{i=1}^k 2^{2r_{2i}} + 2^{2r_{U2i}} \leq \sum_{i=1}^k (E_{2i} + 2), \quad \forall k, \quad (174)$$

$$\sum_{i=1}^k r_{1i} \leq \sum_{i=1}^k \delta_{1i}, \quad \forall k, \quad (175)$$

$$\sum_{i=1}^k r_{2i} \leq \sum_{i=1}^k \delta_{2i}, \quad \forall k, \quad (176)$$

$$r_{1i} + r_{2i} \leq f(S_i/\sigma^2), \quad \forall i \quad (177)$$

şeklini alır. (177) ile verilen problem, sondaki $r_{1i} + r_{2i} \leq f(S_i/\sigma^2), \forall i$ kısıtları nedeniyle dışbükey değildir. Şimdi, bu problemdeki kısıtlara, Marks ve Wright (1978)'te de açıklanan ardışık dışbükey yaklaşırma yöntemini uygulayabiliriz. $f(S_i/\sigma^2)$ fonksiyonunun $\mathbf{R}^n \triangleq (\mathbf{r}_1^n, \mathbf{r}_2^n, \mathbf{r}_{U1}^n, \mathbf{r}_{U2}^n)$ etrafında

$n + 1$ 'inci iterasyonda birinci dereceden Taylor açılımı,

$$\begin{aligned} f(S_i/\sigma^2) &\simeq C_i^n + \alpha_{1i}^n(r_{1i} - r_{1i}^n) + \alpha_{2i}^n(r_{2i} - r_{2i}^n) \\ &+ \beta_{1i}^n(r_{U1i} - r_{U1i}^n) + \beta_{2i}^n(r_{U2i} - r_{U2i}^n), \end{aligned} \quad (178)$$

şeklinde bulunur. Buradaki katsayıların değerleri, Ek 4.7.1'de verilmiştir ve yalnızca önceki yani n 'inci iterasyonun sonucuna bağlıdır. Bu yaklaştırma yöntemiyle (177) ile verilen eniyileme problemi

$$\begin{aligned} \max_{\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2, \mathbf{r}_{U1}, \mathbf{r}_{U2}} \quad & \sum_{i=1}^N \mu_1 r_{1i} + \mu_2 r_{2i} \\ \text{s.t.} \quad & (173)-(176) \\ & (1 - \alpha_{1i}^n)r_{1i} + (1 - \alpha_{2i}^n)r_{2i} - \beta_{1i}^k r_{U1i} \\ & - \beta_{2i}^n r_{U2i} \leq D_i^n, \quad \forall i, \end{aligned} \quad (179)$$

şeklini alır. Burada, $D_i^n \triangleq C_i^n - \alpha_{1i}^n r_{1i}^n - \alpha_{2i}^n r_{2i}^n - \beta_{1i}^n r_{U1i}^n - \beta_{2i}^n r_{U2i}^n$ geçerli olup, bu eniyileme problemi için sabit bir sayıdır. $n + 1$ 'inci iterasyonda, n 'inci iterasyonda çözümlenen eniyi güç dağılımlarını kullanarak (178)'deki katsayıları bulabilir ve (179)'daki problemi çözebiliriz. Sonrasında, başlangıç noktasını, $\mathbf{R}^{n+1} = \mathbf{R}^*(n)$ olarak güncelleriz. Burada $\mathbf{R}^*(n)$, (179) ile verilen problemi eniyileyen değişkenleri ifade eder. Şimdi, bu yöntemin (177) ile verilen problemi eniyileyen çözümde durduğunu göstereceğiz. Bunun için öncelikle, (177)'deki problemin kuvvetli dualite özelliği olduğunu kanıtlamak gerekir ve bu kanıt Ek 4.7.2'de bulunabilir.

Önsav 17 (177) ile verilen problemin kuvvetli dualite özelliği bulunmaktadır.

Şimdi, önerdiğimiz yöntemin, Ek 4.7.3'te belirtildiği gibi eniyi çözüme yakınsadığı önsavını yapabiliriz.

Önsav 18 \mathbf{R}^* , (177) ile verilen eniyileme probleminin çözümü olmak üzere, $\mathbf{R}^n \rightarrow \mathbf{R}^*$.

Şıradaki kısımda, verili bir n değeri için (179) ile verilen problemi çözüyoruz.

4.4 Yakınsama Problemlerinin Çözümü

Bu kısımda, $n + 1$ 'inci iterasyon için yakınsama problemlerini çözüyoruz. İfadelerimizi sadeleştirme adına, (179) ile verilen problemdeki son kısıtlardan gelen ifadelerin yalnızca n 'inci iterasyondaki problemin çözümüne bağlı olduğunu belirterek n üst- indisini kaldıracağız. Bu nedenle, $\alpha_{1i}^n, \alpha_{2i}^n, \beta_{1i}^n, \beta_{2i}^n$ katsayıları $n + 1$ 'inci iterasyon için temel sabitlerdir.

Önsav 19 $(1 - \alpha_{1i})r_{1i} + (1 - \alpha_{2i})r_{2i} - \beta_{1i}r_{U1i} - \beta_{2i}r_{U2i} = D_i$, $\forall i$ ifadesini sağlayan bir eniyi çözüm bulunmaktadır.

İspat: Bir i zaman dilimi için, $(1 - \alpha_{1i})r_{1i} + (1 - \alpha_{2i})r_{2i} - \beta_{1i}r_{U1i} - \beta_{2i}r_{U2i} < D_i$ ifadesinin geçerli olduğu bir politika olduğunu varsayalım. Bu ifadede, r_{U1i} ya da r_{U2i} değişkenlerini azaltarak eşitliğe ulaşabiliriz. ■

Önsav 19'yı kullanarak,

$$\begin{aligned} \max_{\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2, \mathbf{r}_{U1}, \mathbf{r}_{U2}} \quad & \sum_{i=1}^N \mu_1 r_{1i} + \mu_2 r_{2i} \\ \text{s.t.} \quad & (173)-(176) \\ & (1 - \alpha_{1i})r_{1i} + (1 - \alpha_{2i})r_{2i} - \beta_{1i}r_{U1i} \\ & - \beta_{2i}r_{U2i} = D_i, \quad \forall i. \end{aligned} \tag{180}$$

problemini elde ederiz.

(180) ile verilen problemi birincil ayrıştırma yöntemini kullanarak çözebiliriz. Bunun için bir $\mathbf{t} \in \mathbb{R}^N$ eniyileme değişkeni ekler, ve (180)'deki problemi şu şekilde değiştirebiliriz:

$$\begin{aligned} \max_{\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2, \mathbf{r}_{U1}, \mathbf{r}_{U2}, \mathbf{t}} \quad & \sum_{i=1}^N \mu_1 r_{1i} + \mu_2 r_{2i} \\ \text{s.t.} \quad & (173)-(176) \\ & (1 - \alpha_{1i})r_{1i} - \beta_{1i}r_{U1i} = D_i + t_i, \end{aligned} \tag{181}$$

$$(1 - \alpha_{2i})r_{2i} - \beta_{2i}r_{U2i} = -t_i, \quad \forall i. \tag{182}$$

Sabit \mathbf{t} değeri için $(\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2, \mathbf{r}_{U1}, \mathbf{r}_{U2})$ kümesi üzerinde bir eniyükseltme olan $z(\mathbf{t})$ fonksiyonunu tanımlayalım:

$$\begin{aligned} z(\mathbf{t}) = \max_{\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2, \mathbf{r}_{U1}, \mathbf{r}_{U2}} \quad & \sum_{i=1}^N \mu_1 r_{1i} + \mu_2 r_{2i} \\ \text{s.t.} \quad & (173)-(176), (181), (182). \end{aligned} \tag{183}$$

Böylece, (180)'deki problem,

$$\max_{\mathbf{t}} z(\mathbf{t}). \tag{184}$$

problemine denk olur. Bu problemin çözümü sıradaki kısımda verildiği gibi, iç ve dış enyükseltme problemlerinin ayrı ayrı çözümüyle mümkündür.

4.4.1 İç Enyükseltme

Bu kısımda, sabit \mathbf{t} için (183) ile verilen iç probleme odaklanıyoruz. \mathbf{t} sabitlendiğinde, $(\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_{U1})$ ve $(\mathbf{r}_2, \mathbf{r}_{U2})$ değişkenlerinin birbirinden ayrıldığı ve (183) ile verilen problemin iki alt probleme dönüştüğünü belirtelim. Bu noktada, $z_1(\mathbf{t})$ ve $z_2(\mathbf{t})$ değişkenlerini

$$z_1(\mathbf{t}) = \max_{\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_{U1}} \sum_{i=1}^N \mu_1 r_{1i}$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{i=1}^k 2^{2r_{1i}} + 2^{2r_{U1i}} \leq \sum_{i=1}^k (E_{1i} + 2), \quad (185)$$

$$\sum_{i=1}^k r_{1i} \leq \sum_{i=1}^k \delta_{1i}, \quad \forall k, \quad (186)$$

$$(1 - \alpha_{1i})r_{1i} - \beta_{1i}r_{U1i} = D_i + t_i, \quad \forall i. \quad (187)$$

$$z_2(\mathbf{t}) = \max_{\mathbf{r}_2, \mathbf{r}_{U2}} \sum_{i=1}^N \mu_2 r_{2i}$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{i=1}^k 2^{2r_{2i}} + 2^{2r_{U2i}} \leq \sum_{i=1}^k (E_{2i} + 2), \quad (188)$$

$$\sum_{i=1}^k r_{2i} \leq \sum_{i=1}^k \delta_{2i}, \quad \forall k, \quad (189)$$

$$(1 - \alpha_{2i})r_{2i} - \beta_{2i}r_{U2i} = -t_i, \quad \forall i. \quad (190)$$

şeklinde tanımlayıp, $z(\mathbf{t}) = z_1(\mathbf{t}) + z_2(\mathbf{t})$ geçerli olduğunu not edelim. İlk olarak, z_1 'i çözüyoruz. $w_{1i} = (1 - \alpha_{1i})/\beta_{1i}$, $v_{1i} = 2^{-2(D_i+t_i)/\beta_{1i}}$ olsun. (187)'deki eşitlik kısıtlarını kullanarak,

$$\max_{\mathbf{r}_1} \sum_{i=1}^N \mu_1 r_{1i}$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{i=1}^k 2^{2r_{1i}} + v_{1i} 2^{2w_{1i}r_{1i}} \leq \sum_{i=1}^k (E_{1i} + 2), \quad (191)$$

$$\sum_{i=1}^k r_{1i} \leq \sum_{i=1}^k \delta_{1i}, \quad \forall k, \quad (192)$$

tek-kullanıcı problemini elde ederiz. Burada, δ_{1i} veri gelişlerini, E_{1i} enerji gelişlerini ve $m(r_{1i}) = 2^{2r_{1i}} + v_{1i} 2^{2w_{1i}r_{1i}}$ değiştirilmiş enerji tüketim fonksiyonunu ifade eder. Bu problemi çözebilmek için, öncelikle δ_{1i} üzerinde, sonrasında E_{1i} üzerinde yönlü su doldurma yöntemini uygulayabiliriz.

Burada, $m'(r_{1i})$ ifadesi genelleştirilmiş su seviyesi olduğunu ve zaman dilimleri boyunca sabit tutulması gerektiğini belirtelim. Ardından, kullanılmamış verinin ya da enerjinin sonraki zaman dilimine aktarılması şartıyla iki çözümün enküçüğünü buluruz.

Şimdi, z_2 ifadesini çözüyoruz. $w_{2i} = (1 - \alpha_{2i})/\beta_{2i}$ and $v_{2i} = 2^{t_i/\beta_{2i}}$ olsun. (190) ile verilen eşitlik kısıtlarını kullanarak,

$$\begin{aligned} \max_{\mathbf{r}_2} \quad & \sum_{i=1}^N \mu_2 r_{2i} \\ \text{s.t.} \quad & \sum_{i=1}^k 2^{2r_{2i}} + v_{2i} 2^{2w_{2i}r_{1i}} \leq \sum_{i=1}^k (E_{2i} + 2), \end{aligned} \quad (193)$$

$$\sum_{i=1}^k r_{2i} \leq \sum_{i=1}^k \delta_{2i}, \quad \forall k, \quad (194)$$

problemini elde ederiz. Bu problem, z_1 çözümüne benzer şekilde çözülebilir.

4.4.2 Dış Enyükseltme

Dış enyükseltme problemi, (184) probleminde eniyi \mathbf{t} değişkenini bulmaktır. (181) ve (182) problemleriyle verilen eşitlik kısıtları, \mathbf{t} değişkeni üzerinde bazı olurluk kısıtları uygular. Bunun sonucunda problem,

$$\begin{aligned} \max_{\mathbf{t}} \quad & z(\mathbf{t}) \\ \text{s.t.} \quad & z_1(\mathbf{t}), z_2(\mathbf{t}) \text{ olurludur.} \end{aligned} \quad (195)$$

problemine denk olur. Burada, $z(\mathbf{t})$ ifadesinin \mathbf{t} üzerinde içbükey olduğu gösterilebilir. Bu problem, gerçekleştirilebilir \mathbf{t} kümesi üzerinde oluşturulacak döngülerle, Gurakan ve Ulukus (2014, Bölüm III.B)'de olduğu gibi her döngünün amaç fonksiyonunu artırmak şartıyla, verimli bir şekilde çözülebilir. Yöntemin eniyi çözüme ulaşması, dışbükeylikten ötürü mutlaklıdır. Tam çözüm algoritması, Algoritma 1 ile verilmiştir. Burada, 2. ve 16. satırlar arasındaki kısım dış enyükseltme algoritmasıdır.

4.5 Benzetim Sonuçları

Bu kısımda, aralıklı veri ve enerji varış kısıtları altında, kullanıcı işbirliğinin çoklu erişim kanalı ulaşılabilir gönderim bölgesini iyileştirdiğini gösteriyoruz. Önerdiğimiz işbirliğinin verdiği ulaşılabilir gönderim bölgesi Şekil 20 ile gösterilmiştir. Gurakan ve Ulukus (2015b)'de incelenen veri ve enerji varışlı model ile Su vd. (2015)'de incelenen yalnızca enerji varışlı modellere

Algoritma 3 (177)ile verilen problemi çözen algoritma

Başlangıç

1: Gerçekleştirilebilir $\mathbf{R}^0 \triangleq (\mathbf{r}_1^0, \mathbf{r}_2^0, \mathbf{r}_{U1}^0, \mathbf{r}_{U2}^0)$ ifadeleri hesapla

$z(\mathbf{t})$ 'yi bulan fonksiyonu tanımla

2: **function** SOLVEZ($\alpha_{1i}^n, \alpha_{2i}^n, \beta_{1i}^n, \beta_{2i}^n, D_i^n$) ▷ z 'yi çözer

3: $\mathbf{u} \leftarrow \mathbf{0}, \mathbf{t}_1 \leftarrow \mathbf{u}, \mathbf{t}_2 \leftarrow \mathbf{u}$ uygula

4: (192) ve (194) ile açıklandığı gibi $z_1(\mathbf{u}), z_2(\mathbf{u})$ ifadelerini çöz

5: $z(\mathbf{u}) \leftarrow z_1(\mathbf{u}) + z_2(\mathbf{u})$

6: **for** $i = 1 : N$ **do**

7: $t_{1i} \leftarrow u_i + \epsilon, t_{2i} \leftarrow u_i - \epsilon$

8: $z_1(\mathbf{t}_1), z_2(\mathbf{t}_1), z_1(\mathbf{t}_2), z_2(\mathbf{t}_2)$ ifadelerini çöz

9: $z(\mathbf{t}_1) = z_1(\mathbf{t}_1) + z_2(\mathbf{t}_1), z(\mathbf{t}_2) = z_1(\mathbf{t}_2) + z_2(\mathbf{t}_2)$

10: **if** $[z(\mathbf{t}_1) > z(\mathbf{u})]$ **then** $\mathbf{u} = \mathbf{t}_1$

11: **else if** $[z(\mathbf{t}_2) > z(\mathbf{u})]$ **then** $\mathbf{u} = \mathbf{t}_2$

12: **end if**

13: **end for**

14: Çözüme ulaşına dek (6)'ya git

15: **return** en son bulunan $(\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2, \mathbf{r}_{U1}, \mathbf{r}_{U2})$

16: **end function**

Ana Algoritma

17: **repeat**

18: (196) - (201) denklemlerini kullanarak $A_i^n, \alpha_{1i}^n, \alpha_{2i}^n, \beta_{1i}^n, \beta_{2i}^n, C_i^n$ ifadesini bul.

19: $D_i^n \leftarrow C_i^n - \alpha_{1i}^n r_{1i}^n - \alpha_{2i}^n r_{2i}^n - \beta_{1i}^n r_{U1i}^n - \beta_{2i}^n r_{U2i}^n$

20: $\mathbf{R}^{n+1} \leftarrow \text{SOLVEZ}(\alpha_{1i}^n, \alpha_{2i}^n, \beta_{1i}^n, \beta_{2i}^n, D_i^n)$

21: $n \leftarrow n + 1$

22: **until** convergence

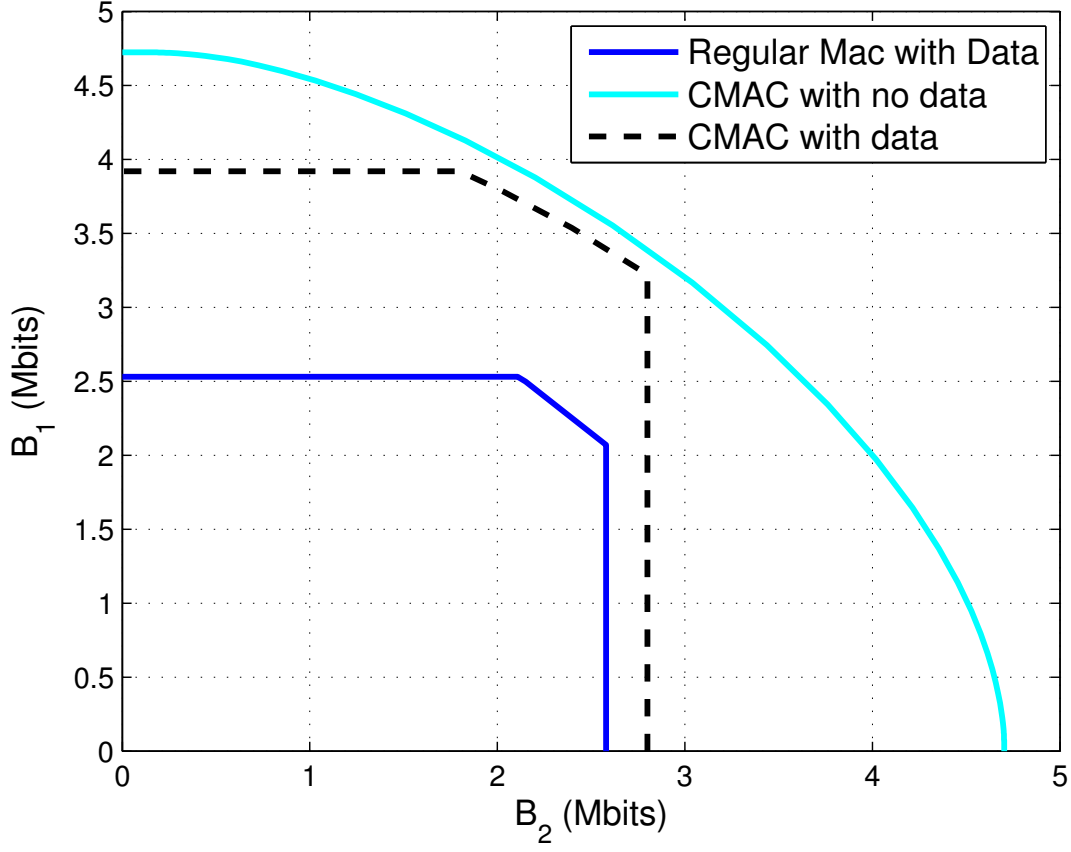
ait ulařılabilir gnderim blgelerini de karřılařtırma amacıyla gsteriyoruz. Su vd. (2015)'deki modelle dođrudan karřılařtırma yapabilmek iin, bantkısıtlı Gauss kanallar iin geerli olan kapasite ve ulařılabilir iletim hızı ifadelerini kullanarak, birimleri bit/saniye cinsinden ifade ediyoruz. Bant geniřliđi ve denk grlt varyansı parametrelerini Su vd. (2015)'teki modelde kabul edildiđi gibi kullanıyoruz. Denk grlt varyansı parametresini hesaplariken bant geniřliđi, grlt spektrum yođunluđu ve yol kaybı gibi parametreleri de gznne alıyoruz. Dođrudan kanallardaki Gauss grlt varyansları bu nedenle 10^{-2} W olarak, iletim bant geniřliđi de 1 MHz olarak belirlenmiřtir. Yalnızca iřbirlikli oklu eriřim kanalı iin, kullanıcılar arası kanal 5×10^{-3} W varyansı ile toplamalı beyaz Gauss grltl kanal olarak kabul edilmiřtir. Bu nedenle, kullanıcılar arası kanalların Sinyal/Grlt oranı dođrudan kanallara kıyasla 3-dB daha yksek durumdadır.

Enerji ve veri varıř kalıpları, $\mathbf{E}_1 = [5, 0, 5, 0, 0, 0, 0, 10, 0, 0]$ mJ, $\mathbf{E}_2 = [5, 0, 0, 0, 0, 10, 0, 0, 5, 0]$ mJ, $\mathbf{d}_1 = [1.4, 1.4, 0, 1.4, 0, 7, 14, 0, 14, 0] \times 10^{-1}$ Mbit, $\mathbf{d}_2 = [7, 2.8, 0, 14, 0, 0, 1.4, 2.8, 0, 0] \times 10^{-1}$ Mbit, iletim suresi uzunluđu da 10 saniye olarak varsayılmıřtır. İřbirlikli oklu eriřim kanalında veri paketi varıřlarının ulařılabilir gnderim blgesine etkisi tekil kullanıcı iletim hızlarında kendini daha belirgin gstermektedir. Ayrıca, enerji ve veri varıřlı iřbirlikli ile standart oklu eriřim kanallarını kıyasladığımızda iřbirliđinin gnderim blgesini iyileřtirdiđini gzlemlenmekteyiz.

Ayrıca, Őekil 19 ile verilen toplam veri gnderim eđrilerinin ($\mu_1 = \mu_2 = 1$ kořuluyla) gsterdiđi zere, iřbirliđinin aynı miktarda enerji kullanıldıđında daha yksek veri iletim hızlarına olanak sađladıđını gzlemliyoruz.

4.6 Sonu

Aralıklı veri ve enerji varıřlı iřbirlikli oklu eriřim kanalını inceleyip, ulařılabilir gnderim blgesini eniyileyen evrimdiři iletim g ve hız dađılımlarını bulduk. İlk olarak, tekil kullanıcıların iletim hızı kısıtlarının her zaman diliminde eřitlikle sađlandıđı durum iin bir eniyi g politikası olduđunu gsterdik. Ardından, gnderim blgesini eniyileme problemini, yalnızca iletim hızlarına bađlı olmak zere ađırlıklı veri iletim hız toplamını enykselten bir problem olarak ifade ettik. Sonra, bir dıřbkey yakınsama yntemi nererek bu yntemin eniyi zme yakınsadıđını gsterdik. Son olarak, yakınsama problemlerini i ve dıř ayrıřtırma yntemiyle zdk. Sayısal sonularda, aynı miktarda enerji kullanarak daha yksek veri iletim hızlarına ulařılabildiđini gzlemledik.



Şekil 19: Veri varışlı ve varışsız, işbirlikli çoklu erişim kanalının gönderim bölgelerinin, veri varışlı standart çoklu erişim kanal kapasitesi ile kıyası.

4.7 Ekler

4.7.1 Ek-A: (178)'deki Katsayılar

$f(S_i/\sigma^2)$ ifadesinin türevi alındığında katsayılar

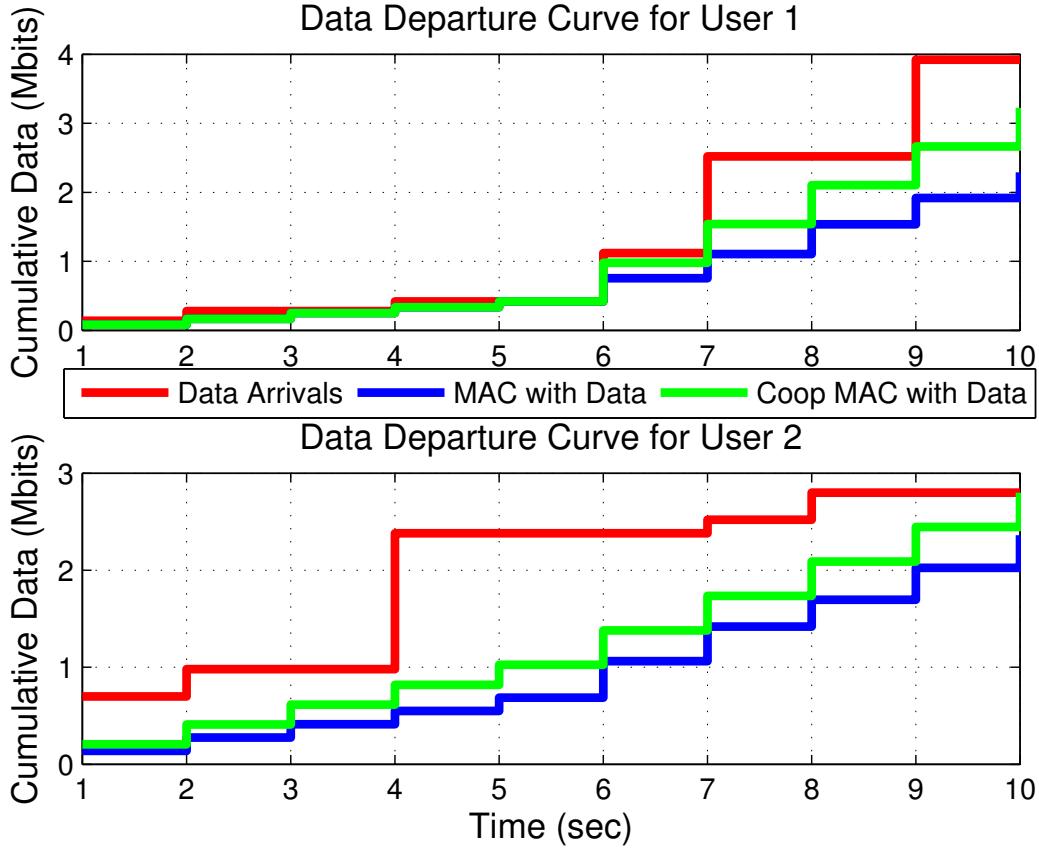
$$A_i^n = 2^{2r_{1i}^n} + 2^{2r_{U1i}^n} + 2^{2r_{2i}^n} + 2^{2r_{U2i}^n} + 2\sqrt{(2^{2r_{U1i}^n} - 1)(2^{2r_{U2i}^n} - 1)} - 4, \quad (196)$$

$$\alpha_{1i}^n \triangleq \frac{\partial g}{\partial r_{1i}^n} \Big|_{r_{1i}^n} = \frac{0.5}{1 + A_i^n/\sigma^2} 2^{2r_{1i}^n}, \quad (197)$$

$$\alpha_{2i}^n \triangleq \frac{\partial g}{\partial r_{2i}^n} \Big|_{r_{2i}^n} = \frac{0.5}{1 + A_i^n/\sigma^2} 2^{2r_{2i}^n}, \quad (198)$$

$$\beta_{1i}^n \triangleq \frac{\partial g}{\partial r_{U1i}^n} \Big|_{r_{U1i}^n} = \frac{0.5}{1 + A_i^n/\sigma^2} 2^{2r_{U1i}^n} \left(1 + \frac{\sqrt{2^{2r_{U2i}^n} - 1}}{\sqrt{2^{2r_{U1i}^n} - 1}} \right), \quad (199)$$

$$\beta_{2i}^n \triangleq \frac{\partial g}{\partial r_{U2i}^n} \Big|_{r_{U2i}^n} = \frac{0.5}{1 + A_i^n/\sigma^2} 2^{2r_{U2i}^n} \left(1 + \frac{\sqrt{2^{2r_{U1i}^n} - 1}}{\sqrt{2^{2r_{U2i}^n} - 1}} \right), \quad (200)$$



Şekil 20: $\mu_1 = \mu_2 = 1$ için her iki kullanıcıya ait veri gönderim eğrileri $\mu_1 = \mu_2 = 1$.

$$C_i^n = \frac{1}{2} \log_2 \left(1 + \frac{A_i^n}{\sigma^2} \right), \quad (201)$$

şeklini alır.

4.7.2 Ek-B: Önsav 17 için Kanıt

Daha genel bir çıkarımı kanıtlayacağız. Elimizde (P5) ve (P6) eniyileme problemleri olsun:

$$\begin{aligned} \text{(P5):} \quad & \min_{\mathbf{x}} f_0(\mathbf{x}) \\ & \text{s.t.} \quad f_i(\mathbf{x}) \leq 0, \quad i = 1, \dots, m. \end{aligned} \quad (202)$$

$$\begin{aligned} \text{(P6):} \quad & \min_{\mathbf{y}} f_0(h(\mathbf{y})) \\ & \text{s.t.} \quad f_i(h(\mathbf{y})) \leq 0, \quad i = 1, \dots, k, \\ & \quad \quad f_i(h(\mathbf{y})) = 0, \quad i = k + 1, \dots, m. \end{aligned} \quad (203)$$

Burada, $\{f_i\}_{i=1}^m$ dışbükey ve türevlenebilir fonksiyonlar, $h(\mathbf{y})$ ise birebir ve tersi alınabilir fonksiyonlar kümesidir. (P6), (P5)'ten bazı eşitsizlik kısıtları uygulayarak ve bir $\mathbf{x} = h(\mathbf{y})$ değişimi yaparak elde edilmiştir. (P5) bir dışbükey eniyileme problemi olduğu için, Boyd ve Vandenberghe (2004) kitabında gösterildiği gibi kuvvetli dualite geçerlidir. (P5) ve (P6) problemleri için birincil eniyi çözümleri sırasıyla p_1^* ve p_2^* olarak ifade edelim:

Önsav 20 *Eğer $p_1^* = p_2^*$ ise, kuvvetli dualite (P6) için de geçerli olur.*

İspat: (P5)'in dual fonksiyonu ve Lagrange dual problemi,

$$g_1(\boldsymbol{\lambda}) = \min_{\mathbf{x}} [f_0(\mathbf{x}) + \sum_{i=1}^m \lambda_i f_i(\mathbf{x})], \quad (204)$$

$$d_1^* = \max_{\boldsymbol{\lambda} \geq \mathbf{0}} g_1(\boldsymbol{\lambda}), \quad (205)$$

olur. Burada, $\boldsymbol{\lambda}$, (202) ile verilen problemdeki eşitsizlik kısıtlarını çarpan Lagrange çarpanlarıdır ve d_1^* eniyi dual değeri ifade eder. Benzer şekilde (P6) için de,

$$g_2(\boldsymbol{\beta}, \boldsymbol{\gamma}) = \min_{\mathbf{y}} [f_0(h(\mathbf{y})) + \sum_{i=1}^k \beta_i f_i(h(\mathbf{y})) + \sum_{i=k+1}^m \gamma_i f_i(h(\mathbf{y}))], \quad (206)$$

$$d_2^* = \max_{\boldsymbol{\beta} \geq \mathbf{0}, \boldsymbol{\gamma}} g_2(\boldsymbol{\beta}, \boldsymbol{\gamma}), \quad (207)$$

yazılabilir. Burada, β_i ve γ_i (203)'teki problemde sırasıyla eşitsizlik ve eşitlik kısıtlarını çarpmaktadır. $\boldsymbol{\gamma}$ eşitlik kısıtlarına ait olduğundan, $\boldsymbol{\gamma} \geq \mathbf{0}$ kısıtları burada yoktur. h 'nin tersi alınabilir olduğundan, $\mathbf{x} = h^{-1}(\mathbf{y})$ geçerli olur ve (206)'daki problemi,

$$g_2(\boldsymbol{\beta}, \boldsymbol{\gamma}) = \min_{\mathbf{x}} [f_0(\mathbf{x}) + \sum_{i=1}^k \beta_i f_i(\mathbf{x}) + \sum_{i=k+1}^m \gamma_i f_i(\mathbf{x})]. \quad (208)$$

şeklinde yeniden yazabiliriz. Bu noktada,

$$d_2^* \geq \max_{(\boldsymbol{\beta}, \boldsymbol{\gamma}) \geq \mathbf{0}} g_2(\boldsymbol{\beta}, \boldsymbol{\gamma}) = \max_{\boldsymbol{\lambda} \geq \mathbf{0}} g_2(\boldsymbol{\lambda}) = \max_{\boldsymbol{\lambda} \geq \mathbf{0}} g_1(\boldsymbol{\lambda}) = d_1^*, \quad (209)$$

geçerli olur. Burada, ilk eşitsizliğin kaynağı, $\boldsymbol{\gamma} \geq \mathbf{0}$ ifadesinin daha kısıtlı bir gerçekleştirilebilir küme yaratmasından ötürüdür. İlk eşitlik, problemin $\boldsymbol{\lambda}$ değişkeniyle yeniden yazılmış halidir.

İkinci eşitlik ise (206) ve (204) ile verilen fonksiyonların kıyasından gelmektedir. Ayrıca,

$$d_2^* \geq d_1^* = p_1^* = p_2^*, \quad d_2^* \leq p_2^*, \quad (210)$$

doğru olur. Burada, $d_1^* = p_1^*$ eşitliğinin kaynağı (P5)'in kuvvetli dualite özelliği, $p_1^* = p_2^*$ eşitliğinin kaynağı en baştaki varsayımımız, $d_2^* \leq p_2^*$ eşitsizliği ise (P6)'nın zayıf dualitesinden kaynaklanmaktadır. Ayrıca, (P6)'nın zayıf dualitesi problemin dışbükey olup olmamasından bağımsızdır. Bu noktada, $d_2^* = p_2^*$ eşitliği sağlanır ve kuvvetli dualite geçerli olur. ■

(177) ile verilen problem, (116)'deki problemden ve benzer şekilde, (P6) da birincil amaç değerini değiştirmeden (P5)'ten elde edilmiştir. (170) ile verilen problem dışbükey bir eniyileme problemidir. Bu nedenle, (177)'deki problem kuvvetli dualite özelliğine sahiptir.

4.7.3 Ek-C: Önsav 18 için Kanıt

Dışbükey olmayan bir problemin dışbükey yakınsama yöntemiyle çözümü, Marks ve Wright (1978) makalesinde verildiği gibi, dışbükey olmayan $g(\mathbf{x})$ kısıtlarının \mathbf{x}^n etrafında türevlenebilir bir dışbükey fonksiyon olan $\bar{g}(\mathbf{x}, \mathbf{x}^n)$ ile yaklaşık olarak elde edilmesiyle gerçekleştirilebilir. Her $\bar{g}(\mathbf{x}, \mathbf{x}^n)$ fonksiyonunun sağlanması gerekenler,

- $g(\mathbf{x}) \leq \bar{g}(\mathbf{x}, \mathbf{x}^n)$ for all feasible \mathbf{x} ,
- $g(\mathbf{x}) = g(\mathbf{x}^n, \mathbf{x}^n)$,
- $\partial g(\mathbf{x}^n)/\partial \mathbf{x}^n = \partial \bar{g}(\mathbf{x}^n, \mathbf{x}^n)/\partial \mathbf{x}^n$,

ile verilmiştir. Bizim problemimizde, dışbükey olmayan g fonksiyonu, $r_{1i} + r_{2i} - f(S_i/\sigma^2) \leq 0$ ile verilmiştir. Yukarıdaki son iki özellik, g fonksiyonunun Taylor açılımıyla yaklaşık \bar{g} fonksiyonuyla elde edilmesiyle sağlanır. $f(S_i/\sigma^2)$ fonksiyonu, $\log(\sum 2^x)$ formunda olduğu için dışbükey bir fonksiyondur. Böylece g içbükey olur. İlk özellik ise, yaklaşıklıkım doğrusal olarak yapılmasının içbükey fonksiyonların aşırıkestiricisi olmasından ötürü sağlanmış olur. Marks ve Wright (1978, Teorem 1) ile, \mathbf{R}^* (177)'deki Kuhn-Tucker noktası olmak üzere, \mathbf{R}^n , \mathbf{R}^* 'a yakınsar. Önsav 2'de belirtildiği gibi, kuvvetli dualite geçerli olduğundan Kuhn-Tucker koşulları bütünsel eniyileme için gerekli ve yeterlidir. Bu nedenle \mathbf{R}^* , (177)'deki problem için bütünsel eniyi çözümdür.

5 Enerji Hasat Eden İşbirlikli Çoklu Erişimin Kodçözme Maliyeti Altında Analizi

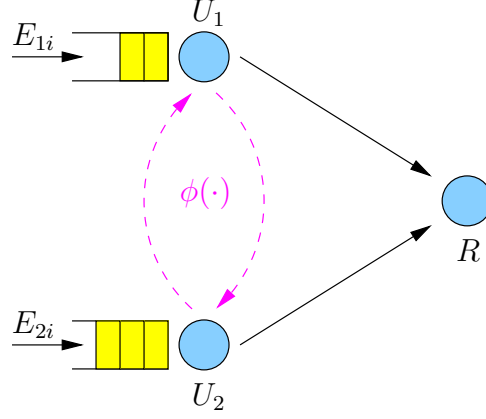
5.1 Giriş

Enerji hasadı literatürünün önemli bir bölümü verici tarafında enerji hasadı konusunu ele alıyor olsa da, yakın zamanda alıcı tarafındaki enerji hasadı konusu da işlenmeye başlanmıştır, bkz. Tutuncuoğlu ve Yener (2012a); Mahdavi-Doost ve Yates (2013); Arafa ve Ulukus (2015). Alıcı tarafı enerji hasadı durumunda, hasat edilen enerjinin gelen verininin çözülmesinde kullanıldığı varsayılır. Alıcılarda kodçözme için gerekli olan enerji konusu, özellikle bu projede ele aldığımız işbirlikli çoklu erişim kanalları için çok önemlidir, zira vericilerin her biri aynı zamanda işbirliği sağlayabilmek için alıcı görevi de görmektedir. Dolayısıyla, gerçekçi bir senaryoda işbirlikçi ortaklarının mesajlarını çözmek için de kaynaklarının bir bölümünü ayırmaları gerekmektedir. Literatürde günümüze kadar ele alınan modellerde hasat edilen enerji ya kodlama için, ya da kodçözme için kullanılırken, bizim modelimizde, bu işlevler arasında paylaştırılması gerekmektedir. Dahası, kullanıcılardan birinin kodlama stratejisi diğerinin kodçözme stratejisini etkileyeceğinden, kodçözme maliyetlerinin de hasat edilen enerjiden karşılanması iki kullanıcının enerji süreçleri arasında kuvvetli bir kuplaj yaratmaktadır. Bu bölümün amacı, bu gerçekçi kısıtlar altında veri işbirliğinin maliyetine rağmen yine de avantajlı olup olmadığını irdelemektir.

Bu bölümde, Şekil. 21 ile verilen bir işbirlikli ÇEK modelini ele alacağız. Bu modelin kendine has özelliği, vericilerin aynı zamanda alıcı olarak da görev yapıyor olması nedeniyle, gönderi güçleri ve kodçözme maliyetlerinin eşzamanlı olarak ger düşümün toplam enerji bütçesine yansmasıdır. Önceki bölümlerde veri işbirliği durumunda ve veri ve enerji işbirliği durumunda ele aldığımız işbirlikli enerji hasat eden ÇEK modelini, bu kez de vericilerdeki kodçözme maliyetini dikkate alarak inceleyeceğiz. Bunun için, kodçözme için gerekli gücü çözülecek veri hızının artan ve dışbükey bir fonksiyonu olarak modelleyeceğiz (bkz. Tutuncuoğlu ve Yener (2012a); Mahdavi-Doost ve Yates (2013); Arafa ve Ulukus (2015)) ve özellikle , üstel kodçözme maliyet fonksiyonlarına yoğunlaşacağız, Rubio vd. (2013); Rost ve Fettweis (2010). Enerji hasadı kısıtları ve kodçözme maliyet kısıtları altında gönderim alanını enbüyükleyen güç çizelgeleme politikalarını elde edeceğiz.

5.2 Sistem Modeli ve Problem Tanımı

Zamanın dilimlere ayrıldığı ve enerjilerin her i zaman diliminde 1. ve 2. kullanıcılara E_{1i} and E_{2i} miktarlarında ulaştığı bir sistem modelliyoruz. Kullanıcılara gelen enerji paketleri, iletim ya



Şekil 21: Kodçözme maliyetleri altında enerji hasat eden işbirlikli ÇEK.

da kodçözme için kullanılabilir ya da gelecek zaman dilimlerinde kullanılmak üzere bataryada saklanabilir. Kullanıcılar, alıcıyla $\sigma^2 > 1$ gürültü varyanslı Gauss çoklu erişim kanalı üzerinden haberleşmekte ve birbirlerinin mesajlarını da daha güçlü olan birim varyanslı gürültülü kanallardan dinlemektedir. Dinlenen bilgiler de, Sendonaris vd. (2003) makalesinde anlatıldığı gibi blok Markov kodlaması ile alıcıya ulaştırılmaktadır. 1. ve 2. kullanıcılar, p_{12} ve p_{21} güçlerini kullanarak ortak bilgi oluşturmakta ve bu bilgiyi p_{u1} ve p_{u2} güçleriyle alıcıya iletmektedirler. Kullanıcılar ve alıcı arasındaki kanal kullanıcılar arasındaki kanaldan daha zayıf olduğu için, bu modelde doğrudan iletişim kullanılmamaktadır, Kaya ve Ulukus (2007b). Eğer belli bir $(p_{12}, p_{21}, p_{u1}, p_{u2})$ güç politikası için, Sendonaris vd. (2003),

$$r_1 \leq \frac{1}{2} \log(1 + p_{12}) \quad (211)$$

$$r_2 \leq \frac{1}{2} \log(1 + p_{21}) \quad (212)$$

$$r_1 + r_2 \leq \frac{1}{2} \log\left(\frac{S}{\sigma^2}\right) \quad (213)$$

gerçekleşirse, (r_1, r_2) iletim hızı çifti işbirlikli iletişim kanalının ulaşılabilir gönderim bölgesinde olur. Bu bölge $\mathcal{F}_{CMAC}(p_{12}, p_{21}, p_{u1}, p_{u2})$ ile ifade edilmektedir. Burada, $S \triangleq \sigma^2 + p_{12} + p_{21} + (\sqrt{p_{u1}} + \sqrt{p_{u2}})^2$ geçerlidir. Bu kısımda, $g(p) \triangleq \frac{1}{2} \log(1 + p)$ olarak kabul edilmiştir. Amacımız, enyüksek \mathcal{F}_{CMAC} ulaşılabilir gönderim bölgesini, Yang ve Ulukus (2012a), her iki kullanıcıda enerji öncüllüğü ve kodçözüm maliyetleri altında tanımlamaktır. \mathcal{F}_{CMAC} dışbükey bir bölge olduğundan, bu bölgenin sınırları aşağıdaki $\mu_1, \mu_2 > 0$ ağırlıklı iletim hızı toplamını eniyileme problemini çözerek bulunabilir:

$$\max_{\substack{\mathbf{r}_1, \mathbf{r}_2, \mathbf{p}_{12}, \mathbf{p}_{21} \\ \mathbf{p}_{u1}, \mathbf{p}_{u2}}} \sum_{i=1}^N \mu_1 r_{1i} + \mu_2 r_{2i}$$

$$\begin{aligned}
\text{s.t.} \quad & (r_{1i}, r_{2i}) \in \mathcal{F}_{CMAC}(p_{12i}, p_{21i}, p_{u1i}, p_{u2i}), \quad \forall i \\
& \sum_{i=1}^k p_{12i} + p_{u1i} + \phi(r_{2i}) \leq \sum_{i=1}^k E_{1i}, \quad \forall k \\
& \sum_{i=1}^k p_{21i} + p_{u2i} + \phi(r_{1i}) \leq \sum_{i=1}^k E_{2i}, \quad \forall k \\
& r_{1i}, r_{2i}, p_{12i}, p_{21i}, p_{u1i}, p_{u2i} \geq 0.
\end{aligned} \tag{214}$$

Burada $\phi(r)$, r iletim hızındaki bir mesajı kodçözmek için harcanan güç olup, r 'ye göre artan bir dışbükey fonksiyondur. Bu nedenle, her kullanıcı kendi gücünü ve iletim hızını hem kendine hem de diğer kullanıcıya ait enerji hasat kalıplarına göre uyarlamak zorundadır.

5.3 Eniyi Politikanın Özellikleri

Öncelikle, eniyi (r_1, r_2) iletim hızlarının işbirlikli çoklu erişim kanalı için, ortak mesaj oluşturulması için harcanan güç ile, p_{12} ve p_{21} , ifade edilebildiğini göstereceğiz.

Önsav 21 (214) ile verilen problemde, her i değeri için (211) ve (212) eşitsizliklerinin eşitlikle sağlandığı bir eniyi çözüm vardır.

İspat: Eniyi çözümde, (211) eşitsizliğinin k zaman diliminde eşitlikle sağlanmıyor olsun. Bu durumda, (211) eşitlikle sağlanana kadar p_{12k} alt-gücü düşürülüp, p_{u1k} alt-gücü de aynı miktarda artırılabilir. Bu, S_k 'yı artırır ya da sabit bırakır böylece üçüncü eşitsizlik hala sağlanır. Yeni oluşan güç dağılımı yine gerçekleştirilebilirdir. İletim hızı dağılımı değişmediği için, yeni elde edilen politika da eniyidir. Benzer argümanlar, ikinci eşitsizliğin eşitlikle sağlanmadığı durumlarda da geçerlidir. ■

Bu noktada, kodçözme maliyetsiz işbirlikli çoklu erişim kanalında, Su vd. (2015), eniyi politikanın (213) eşitsizliğini eşitlikle sağlayan iletim hızı çiftiyle gönderim yapmaktır. Çünkü bu şekilde iletim yapılmazsa, iletim hızları iyileştirilebilir, Su vd. (2015, Lemma 2). Ancak, bu koşul kodçözme maliyetleri olduğu durumda sağlanmak zorunda değildir. Bunun nedeni, bir kullanıcının iletim hızının artırılması, diğer kullanıcının kodçözme maliyetini artırdığından iletim hızının düşmesine yol açmasıdır.

Sırada, üssel kodçözme maliyetlerini inceleyeceğiz. Kodçözme maliyetini, bir kodçözme gücü faktörü olan $a > 0$ için, $\phi = a \cdot g^{-1}$ olarak kabul ediyoruz, Arafa vd. (2016a). Eniyileme problemi,

Önsav 21 kullanılarak yalnızca güçler cinsinden yazılabilir:

$$\begin{aligned}
& \max_{\mathbf{p}_{12}, \mathbf{p}_{21}, \mathbf{p}_{u1}, \mathbf{p}_{u2}} \sum_{i=1}^N \mu_1 g(p_{12i}) + \mu_2 g(p_{21i}) \\
& \text{s.t.} \quad g(p_{12i}) + g(p_{21i}) \leq \frac{1}{2} \log \left(\frac{S_i}{\sigma^2} \right), \quad \forall i \\
& \quad \sum_{i=1}^k p_{12i} + p_{u1i} + ap_{21i} \leq \sum_{i=1}^k E_{1i}, \quad \forall k \\
& \quad \sum_{i=1}^k p_{21i} + p_{u2i} + ap_{12i} \leq \sum_{i=1}^k E_{2i}, \quad \forall k \\
& \quad p_{12i}, p_{21i}, p_{u1i}, p_{u2i} \geq 0.
\end{aligned} \tag{215}$$

Bu problem, birinci kısıt seti nedeniyle bir dışbükey eniyileme problemi değildir. Şimdi, (215) ile verilen problem için bölgesel eniyilik koşullarını tanımlıyoruz. Probleme ait Lagrangian,

$$\begin{aligned}
\mathcal{L} = & - \left(\sum_{i=1}^N \mu_1 g(p_{12i}) + \mu_2 g(p_{21i}) \right) \\
& + \sum_{i=1}^N \lambda_i \left(g(p_{12i}) + g(p_{21i}) - \frac{1}{2} \log \left(\frac{S_i}{\sigma^2} \right) \right) \\
& + \sum_{k=1}^N \gamma_{1k} \left(\sum_{i=1}^k p_{12i} + p_{u1i} + ap_{21i} - \sum_{i=1}^k E_{1i} \right) \\
& + \sum_{k=1}^N \gamma_{2k} \left(\sum_{i=1}^k p_{21i} + p_{u2i} + ap_{12i} - \sum_{i=1}^k E_{2i} \right) \\
& - \left(\sum_{i=1}^N \omega_{1i} p_{u1i} + \omega_{2i} p_{u2i} + \eta_{1i} p_{12i} + \eta_{2i} p_{21i} \right)
\end{aligned} \tag{216}$$

olarak bulunur. Burada, $\{\lambda_i, \gamma_{1i}, \gamma_{2i}, \eta_{1i}, \eta_{2i}, \omega_{1i}, \omega_{2i}\}$ kümesi, eksi olmayan Lagrange çarpanlarıdır. Bu ifadenin güçlere göre türevinin alınıp sıfıra eşitlenmesiyle şu KKT koşulları elde edilir:

$$\sum_{k=i}^N \gamma_{1k} + a\gamma_{2k} = \frac{\mu_1 - \lambda_i}{1 + p_{12i}} + \frac{\lambda_i}{S_i} + \eta_{1i} \tag{217}$$

$$\sum_{k=i}^N \gamma_{2k} + a\gamma_{1k} = \frac{\mu_2 - \lambda_i}{1 + p_{21i}} + \frac{\lambda_i}{S_i} + \eta_{2i} \tag{218}$$

$$\sum_{k=i}^N \gamma_{1k} = \left(1 + \sqrt{\frac{p_{u2i}}{p_{u1i}}} \right) \frac{\lambda_i}{S_i} + \omega_{1i} \tag{219}$$

$$\sum_{k=i}^N \gamma_{2k} = \left(1 + \sqrt{\frac{p_{u1i}}{p_{u2i}}} \right) \frac{\lambda_i}{S_i} + \omega_{2i}. \tag{220}$$

Ek olarak, tümleyici gevşeklik koşulları da,

$$\lambda_i \left(g(p_{12i}) + g(p_{21i}) - \frac{1}{2} \log \left(\frac{S_i}{\sigma^2} \right) \right) = 0, \quad \forall i \quad (221)$$

$$\gamma_{1k} \left(\sum_{i=1}^k p_{12i} + p_{u1i} + ap_{21i} - \sum_{i=1}^k E_{1i} \right) = 0, \quad \forall k \quad (222)$$

$$\gamma_{2k} \left(\sum_{i=1}^k p_{21i} + p_{u2i} + ap_{12i} - \sum_{i=1}^k E_{2i} \right) = 0, \quad \forall k \quad (223)$$

$$\eta_{1i} p_{12i} = 0, \quad \eta_{2i} p_{21i} = 0, \quad \forall i \quad (224)$$

$$\omega_{1i} p_{u1i} = 0, \quad \omega_{2i} p_{u2i} = 0, \quad \forall i \quad (225)$$

olarak bulunur. (219) ve (220) ile verilen türevlerin tanımlı olabilmesi için, p_{u1i} ve p_{u2i} işbirlikçi güçlerinin sıfırdan farklı olması şarttır. Aksi takdirde problem tekrar oluşturulmak zorundadır. Kullanıcıların işbirlikçi kodsözcükler oluşturmadığı durumlar nadiren meydana geldiğinden, bu bölümde, p_{u1i} ve p_{u2i} güçlerinin sıfırdan farklı olduğu, yani $\omega_{1i} = \omega_{2i} = 0$, durumları ele alacağız. Eniyi λ_i değerine ilişkin aşağıdaki önsavı belirtiyoruz.

Önsav 22 *Eniyi λ_i , $\lambda_i \leq \max\{\mu_1, \mu_2\}$ ifadesini sağlar.*

İspat: Öncelikle, amaç fonksiyonu içbükey olduğu için, tüm enerjeyi i 'inci zaman diliminden gelecekteki zaman dilimlerine aktarmanın eniyi çözüm olmayacağını belirtelim. Bu, p_{12i} ya da p_{21i} gücünün herhangi bir i için kesinlikle pozitif olacağı anlamına gelir. Tümleyici gevşeklik koşulları gereği, $\eta_{1i} = 0$ ya da $\eta_{2i} = 0$ sağlanması gerekir. Genelliği kaybetmeden, bir i değeri için $\eta_{1i} = 0$ varsayımında bulunalım. (219) ve (220) denklemlerini (217) denkleminde yerine koyduğumuzda,

$$\left(1 + \sqrt{\frac{p_{u2i}}{p_{u1i}}} \right) \frac{\lambda_i}{S_i} + \left(1 + \sqrt{\frac{p_{u1i}}{p_{u2i}}} \right) \frac{a\lambda_i}{S_i} = \frac{\mu_1 - \lambda_i}{1 + p_{12i}} + \frac{\lambda_i}{S_i} \quad (226)$$

elde ederiz. Bu noktada,

$$\left(1 + \sqrt{\frac{p_{u2i}}{p_{u1i}}} \right) \frac{\lambda_i}{S_i} \geq \frac{\lambda_i}{S_i} \quad (227)$$

her zaman geçerlidir. Bu nedenle, (226) denkleminin sağlanması için,

$$0 \leq \left(1 + \sqrt{\frac{p_{u1i}}{p_{u2i}}} \right) \frac{a\lambda_i}{S_i} \leq \frac{\mu_1 - \lambda_i}{1 + p_{12i}} \quad (228)$$

sağlanması gerekir. Bu da bizi $\lambda_i \leq \mu_1 \leq \max\{\mu_1, \mu_2\}$ geçerliliğine götürür. ■

Eğer bir i için $\lambda_i > \mu_1$ geçerse, (226) denkleminin sağlanması, (sağ tarafına η_{1i} eklendikten sonra), için, $\eta_{1i} > 0$ sağlanmak zorundadır. Bu gözlemi, sıradaki kanıtlarımızda kullanacağız. Sıradaki önsav, (215) ile verilen problemdeki dışbükey olmama sorununu, problemin (214) ile verilen probleme olan ilişkisini kullanarak çözebileceğimizi gösterir.

Önsav 23 (215) ile verilen problemin bölgesel eniyi noktası aynı zamanda (214) ile verilen problemin de bölgesel eniyi noktasıdır.

İspat: Önsavı, (215) ile verilen probleme ait KKT koşullarını sağlayan herhangi bir birincil ya da dual değişkenin, (214) ile verilen probleme ait KKT koşullarını da sağlayacağını göstererek kanıtlayacağız. (214) ile verilen probleme ait KKT koşulları,

$$\lambda_{1i} + \lambda_{12i} = \mu_1 + \nu_{1i} \quad (229)$$

$$\lambda_{2i} + \lambda_{12i} = \mu_2 + \nu_{2i} \quad (230)$$

$$\sum_{k=i}^N \gamma_{1k} + a\gamma_{2k} = \frac{\lambda_{1i}}{1 + p_{12i}} + \frac{\lambda_{12i}}{S_i} + \eta_{1i} \quad (231)$$

$$\sum_{k=i}^N \gamma_{2k} + a\gamma_{1k} = \frac{\lambda_{2i}}{1 + p_{21i}} + \frac{\lambda_{12i}}{S_i} + \eta_{2i} \quad (232)$$

$$\sum_{k=i}^N \gamma_{1k} = \left(1 + \sqrt{\frac{p_{u2i}}{p_{u1i}}}\right) \frac{\lambda_{12i}}{S_i} \quad (233)$$

$$\sum_{k=i}^N \gamma_{2k} = \left(1 + \sqrt{\frac{p_{u1i}}{p_{u2i}}}\right) \frac{\lambda_{12i}}{S_i} \quad (234)$$

olup, tümleyici gevşeklik koşulları ise

$$\lambda_{1i} (r_{1i} - g(p_{12i})) = 0, \quad \forall i \quad (235)$$

$$\lambda_{2i} (r_{2i} - g(p_{21i})) = 0, \quad \forall i \quad (236)$$

$$\lambda_{12i} \left(r_{1i} + r_{2i} - \frac{1}{2} \log \left(\frac{S_i}{\sigma^2} \right) \right) = 0, \quad \forall i \quad (237)$$

$$\gamma_{1k} \left(\sum_{i=1}^k p_{12i} + p_{u1i} + ap_{21i} - \sum_{i=1}^k E_{1i} \right) = 0, \quad \forall k \quad (238)$$

$$\gamma_{2k} \left(\sum_{i=1}^k p_{21i} + p_{u2i} + ap_{12i} - \sum_{i=1}^k E_{2i} \right) = 0, \quad \forall k \quad (239)$$

$$\eta_{1i} p_{12i} = 0, \quad \eta_{2i} p_{21i} = 0, \quad \forall i \quad (240)$$

$$\nu_{1i} r_{1i} = 0, \quad \nu_{2i} r_{2i} = 0, \quad \forall i \quad (241)$$

olarak bulunur. Şimdi, (215) ile verilen problem için bir KKT noktasını, yani, (217)-(224) denklem setini sağlayan $\{\tilde{p}_{jki}, \tilde{p}_{uji}, \tilde{\gamma}_{ji}, \tilde{\lambda}_i, \tilde{\eta}_{ji}\}$, $j, k \in \{1, 2\}$, $j \neq k$ bazı birincil ve dual değişkenleri ele alalım. Bu noktada, (214) ile verilen problemdeki değişkenlere aşağıdaki değerleri atayabiliriz:

$$p_{12i} = \tilde{p}_{12i}, p_{21i} = \tilde{p}_{21i}, p_{u1i} = \tilde{p}_{u1i}, p_{u2i} = \tilde{p}_{u2i} \quad (242)$$

$$r_{1i} = \log(1 + \tilde{p}_{12i}), r_{2i} = \log(1 + \tilde{p}_{21i}) \quad (243)$$

$$\gamma_{1i} = \tilde{\gamma}_{1i}, \gamma_{2i} = \tilde{\gamma}_{2i} \quad (244)$$

$$\lambda_{12i} = \tilde{\lambda}_i, \lambda_{1i} = (\mu_1 - \tilde{\lambda}_i)^+, \lambda_{2i} = (\mu_2 - \tilde{\lambda}_i)^+ \quad (245)$$

$$\nu_{1i} = (\tilde{\lambda}_i - \mu_1)^+, \nu_{2i} = (\tilde{\lambda}_i - \mu_2)^+ \quad (246)$$

$$\eta_{1i} = \tilde{\eta}_{1i} + (\mu_1 - \tilde{\lambda}_i)^-, \eta_{2i} = \tilde{\eta}_{2i} + (\mu_2 - \tilde{\lambda}_i)^- \quad (247)$$

Burada, $(\cdot)^+ = \max\{0, \cdot\}$ ve $(\cdot)^- = \min\{0, \cdot\}$ geçerlidir. Önsav 22 sonrası açıklanan gözlemi kullanarak, (229)-(241) denklem setinin yukarıdaki değerleri için sağlandığını görebiliriz. ■

(214) ile verilen problemin dışbükey olduğunu ve bu probleme ait KKT koşullarının, eniyilik için yeterli olduğunu belirtelim, Boyd ve Vandenberghe (2004). Bu nedenle, Önsav 23 sonucunu ve (215) problemine ait KKT noktalarını kullanarak, (214) ile verilen problemi tam olarak çözebiliriz. Bu kısmın sonuna kadar, bu noktaya yoğunlaşacağız.

İletişim sonuna kadar, hasat edilen enerjilerin tamamını kullanan güç politikalarına *enerji tüketen politikalar* denir. Sıradaki önsav, dikkatimizin tamamını enerji tüketen politikalara yoğunlaştırmamızın yeterli olduğunu göstermektedir.

Önsav 24 (215) ile verilen problem için, her iki kullanıcının tüm enerjilerini iletişim boyunca iletim ve kodçözme için kullandığı ve iletişim sonunda sıfırladığı bir eniyi politika vardır.

İspat: Bir kullanıcının, örneğin 1. kullanıcının, iletişim sonunda enerjisinin arttığını düşünelim. Böyle bir durumda, p_{u1N} gücünü 1. kullanıcının enerjisi kalmayınca kadar artırabiliriz. Bu gerçekleştirilebilirdir ve (213) eşitsizliğinin sağ tarafını artırıp iletim hızlarını değiştirmez. Bu nedenle eniyidir. ■

(213) eşitsizliğinin toplam veri iletim hızı üzerinde bir kısıt olduğunu belirtelim. Eğer bu eşitsizlik eşitlikle sağlanırsa, kullanıcılar mümkün olan enyüksek hızda iletim yapmış olurlar. Bu tip politikaları *veri tüketen politikalar* olarak adlandırırız. Sıradaki önsav, dikkatimizin tamamını veri tüketen politikalarla yoğunlaştırmamızın yeterli olduğunu göstermektedir.

Önsav 25 (215) ile verilen problem için, her iki kullanıcının tüm verilerini iletişim sonunda

sıfırladığı bir eniyi politika vardır.

İspat: Eğer, (213) eşitsizliği, son zaman diliminde eşitlikle sağlanmazsa, p_{u1N} gücü veri tüketimi kısıtı eşitlikle sağlanana kadar artırılabilir. Bu enerji gerçekleştirilebilirdir ve veri iletim hızı değişmemiş olur, bu nedenle eniyidir. ■

5.4 Tekil Enerji Hasatı

Bu kısımda, her iki kullanıcının yalnızca bir paket enerji hasat ettiği durumu ele alıyoruz. Önsav 24'e göre, kullanıcılar tüm enerjiyi tüketirler, böylece

$$p_{12} + ap_{21} + p_{u1} = E_1, \quad p_{21} + ap_{12} + p_{u2} = E_2 \quad (248)$$

geçerli olur. Şimdi, yukarıdaki denklemleri, p_{12} ve p_{21} için p_{u1} ve p_{u2} cinsinden çözüp (215)'teki problemde $N = 1$ için yerine koyarak aşağıdaki işbirlikçi güçler cinsinden ifade edilmiş indirgenmiş problemi elde ediyoruz¹.

$$\begin{aligned} \max_{p_{u1}, p_{u2}} \quad & \mu_1 g \left(\frac{E_1 - aE_2}{1 - a^2} - \frac{p_{u1} - ap_{u2}}{1 - a^2} \right) \\ & + \mu_2 g \left(\frac{E_2 - aE_1}{1 - a^2} - \frac{p_{u2} - ap_{u1}}{1 - a^2} \right) \\ \text{s.t.} \quad & g \left(\frac{E_1 - aE_2}{1 - a^2} - \frac{p_{u1} - ap_{u2}}{1 - a^2} \right) \\ & + g \left(\frac{E_2 - aE_1}{1 - a^2} - \frac{p_{u2} - ap_{u1}}{1 - a^2} \right) \leq \frac{1}{2} \log \left(\frac{S_u}{\sigma^2} \right) \\ & 0 \leq p_{u1} \leq E_1, \quad 0 \leq p_{u2} \leq E_2 \\ & a(E_2 - p_{u2}) \leq E_1 - p_{u1} \leq \frac{E_2 - p_{u2}}{a} \end{aligned} \quad (249)$$

Burada, son kısıt p_{12} ve p_{21} güçlerinin eksi olmamasını garanti eder ve

$$S_u \triangleq \sigma^2 + \frac{E_1 + E_2 + ap_{u1} + ap_{u2} + 2(1 + a)\sqrt{p_{u1}p_{u2}}}{1 + a} \quad (250)$$

olarak tanımlanabilir.

Yukarıda verilen problemi, iki aşamalı olacak şekilde çözebiliriz.

1. *Aşama:* Öncelikle, veri tüketim kısıtını yoksayarak gevşettiğimiz ve dışbükeye dönüştürdüğümüz problemi çözüyoruz. Bu problemi çözmek için öncelikle şu gözlemi yapıyoruz. (249)'daki

¹Bu bölümde, genelliği bozmadan yalnızca $a < 1$ sağlandığı durumu inceliyoruz. Benzer analiz, $a \geq 1$ durumu için de yürütülebilir.

problemin son kısıtı bağlayıcı değilken, yani p_{12} ve p_{21} pozitifken, amaç fonksiyonunun işbirlikçi güçlere göre türevi alınrsa gevşetilmiş problemin çözümü aşağıdaki (p_{u1}, p_{u2}) cinsinden iki doğrusal denklemin çözümünden geçer:

$$\left(\frac{1}{a\mu_2} + \frac{a}{\mu_1}\right) p_{u2} - \left(\frac{1}{\mu_2} + \frac{1}{\mu_1}\right) p_{u1} = c_1 \quad (251)$$

$$\left(\frac{1}{\mu_2} + \frac{1}{\mu_1}\right) p_{u2} - \left(\frac{a}{\mu_2} + \frac{1}{a\mu_1}\right) p_{u1} = c_2. \quad (252)$$

Burada, c_1 ve c_2

$$c_1 = \frac{1 - a^2 + E_2 - aE_1}{a\mu_2} - \frac{1 - a^2 + E_1 - aE_2}{\mu_1} \quad (253)$$

$$c_2 = \frac{1 - a^2 + E_2 - aE_1}{\mu_2} - \frac{1 - a^2 + E_1 - aE_2}{a\mu_1} \quad (254)$$

olarak bulunur. Eğer (251)-(252) denklemlerinin (249)'daki problemin son kısıtını sağlamayan bir $(\tilde{p}_{u1}, \tilde{p}_{u2})$ çözümü varsa, amaç fonksiyonunun içbükeyliğini kullanarak, gerçek çözümü, bulunan $(\tilde{p}_{u1}, \tilde{p}_{u2})$ setinin bu son kısıt setine izdüşümünü alarak bulabiliriz. Bu çözüm, kısıtlardan bir tanesini eşitlikle sağlayacaktır. Çözümü amaç fonksiyonunda yerine koyduğumuzda, gevşetilmiş problem tek değişkenli dışbükey eniyileme problemine dönüşür. Bu problem ise olurlu bölge üzerinde birinci türev analiziyle çözülebilir. Bu gevşetilmiş problemin çözümünü $(\bar{p}_{u1}, \bar{p}_{u2})$ ile ifade edeceğiz.

2. *Aşama*: Şimdi, $(\bar{p}_{u1}, \bar{p}_{u2})$ çözümünün veri tüketim kısıtını sağlayıp sağlamadığını kontrol ediyoruz. Bu kısıtın sol tarafını $G(\bar{p}_{u1}, \bar{p}_{u2})$ ile ifade edip $\bar{S}_u = S_u|_{(\bar{p}_{u1}, \bar{p}_{u2})}$ olarak eşitlediğimizde, kısıt sağlanmıyorsa

$$G(\bar{p}_{u1}, \bar{p}_{u2}) > \frac{1}{2} \log \left(\frac{\bar{S}_u}{\sigma^2} \right) \quad (255)$$

geçerlidir. Bu nedenle, amacımız, $G(p_{u1}^*, p_{u2}^*) = \frac{1}{2} \log(S_u^*/\sigma^2)$ sağlanacak şekilde en yakın (p_{u1}^*, p_{u2}^*) to $(\bar{p}_{u1}, \bar{p}_{u2})$ noktasını bulmaktır. Bu noktada $\frac{1}{2} \log(S_u/\sigma^2)$ ifadesinin (p_{u1}, p_{u2}) değişkenleri için artan olduğunu ve $G(E_1, E_2) = 0$ sağlandığını belirtelim. G 'nin içbükey olması nedeniyle, $G(p_{u1}, p_{u2})$ ve $\frac{1}{2} \log(S_u/\sigma^2)$ fonksiyonları $(p_{u1}^*, p_{u2}^*) > (\bar{p}_{u1}, \bar{p}_{u2})$ gibi bir noktada kesişmek zorundadır. Eniyi (p_{u1}^*, p_{u2}^*) çifti ise bu iki fonksiyonun kesiştiği noktada amaç fonksiyonunun enyüksek değeri vermesiyle bulunur.

Tekil enerji hasatı senaryosuyla ilgili analizimiz burda tamamlandı. Sıradaki kısımda, bu analizin sonucunu genel çoklu enerji hasatı senaryosuna uyguluyoruz.

5.5 Çoklu Enerji Hasatı

Bu kısımda, (215)'teki problemi herhangi bir N için eniyileyen bir dögüsel genelleştirilmiş su doldurma algoritması sunuyoruz. Her kullanıcı için zaman dilimleri arasında eniyi enerji dağılımının bulunması gerekiyor. Öncelikle, $\mathbf{S}_1 = \mathbf{E}_1$ ve $\mathbf{S}_2 = \mathbf{E}_2$ başlangıç enerji state vektörlerini tanımlıyor ve her i zaman dilimi için önceki kısmın bulgularını kullanarak S_{1i} and S_{2i} enerjileriyle çözüyoruz. Ardından, eğer $p_{12i} > 0$ ise zaman dilimi başına verili güçler için (226)'daki problemi çözerek λ_i değerini buluyoruz (eğer $p_{21i} > 0$ ise benzer bir denklemi uygun katsayılarla çözüyoruz). Sonra, her zaman dilimini bağımsız çözdüğümüz için, (217)-(220)'deki denklemleri geriye kalan tüm Lagrange çarpanları için $\sum_{k=i}^N \gamma_{1k}$ ve $\sum_{k=i}^N \gamma_{2k}$ birer değişkenlermiş gibi çözüyoruz. Şimdi,

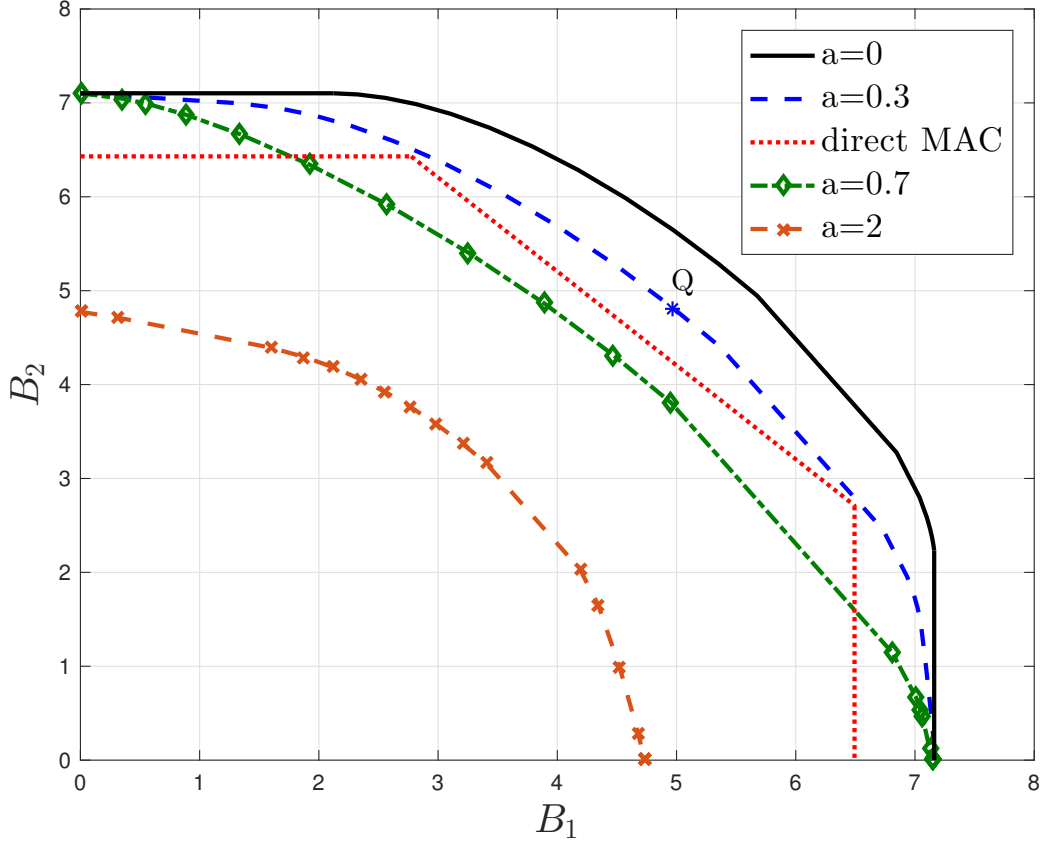
$$\kappa_{1i} \triangleq \frac{1}{\sum_{k=i}^N \gamma_{1k} + a\gamma_{2k}}, \quad \kappa_{2i} \triangleq \frac{1}{\sum_{k=i}^N \gamma_{2k} + a\gamma_{1k}} \quad (256)$$

olarak tanımlayalım. Başlangıç durumları veriliyken $\{\kappa_{1i}, \kappa_{2i}\}_{i=1}^N$ değişkenlerini hesaplayabiliriz. Bu terimleri, *genelleştirilmiş su seviyeleri* olarak düşünüp zaman dilimleri arasında olabildiği kadar eşitlemeye çalışacağız. Sıradaki önsav, bu değişkenlerin alacağı eniyi değerlerle ilgilidir.

Önsav 26 (215)'e ait eniyi $\{\kappa_{1i}^*, \kappa_{2i}^*\}$ genelleştirilmiş su seviyeleri, azalmayan ve birlikte artandır. İki değişkenin birlikte artması, yalnızca bir kullanıcı iletim ve kodçözme için enerji harcıyorsa mümkündür.

İspat: Lagrange çarpanları, $\{\gamma_{1i}, \gamma_{2i}\}$, sıfır ya da pozitif olmak zorunda olduklarından, (256)'daki su seviyelerinin paydaları artmayan olur. Ayrıca, $a > 0$ olduğu için, her iki payda, sadece ve sadece $\gamma_{1i} > 0$ veya $\gamma_{2i} > 0$ sağlanırsa i 'inci zaman diliminden $i + 1$ 'inci zaman dilimine azalır. Böylece su seviyeleri birlikte artar. Son olarak tümleyici gevşeklik uyarınca, eğer $\gamma_{ji} > 0$ doğruysa, j 'inci kullanıcı da i zaman dilimindeki enerjisini tüketir, $j = 1, 2$. ■

Şimdi, elde edilen su seviyelerinin önceki önsavın koşullarını sağlayıp sağlamadığını kontrol ediyoruz. Eğer sağlamıyorsa, koşullar sağlanana kadar, enerjinin bir bölümü ileriye akmak zorunda demektir. Ancak, kodçözme maliyetinden ötürü, bir kullanıcının enerji aktarması, her iki kullanıcının su seviyesini ve bu nedenle de güçlerini etkiler. Bundan dolayı Gurakan vd. (2013a) makalesinde olduğu gibi, zaman dilimleri arasına ölçüm değişkeni koyarak her kullanıcının ileriye ne kadar enerji aktardığını kayıt altına alıyoruz. Slot 1 ve 2'yi güncelleyerek başlayıp zaman dilimi 2 ve 3'ü güncelleyerek devam ediyoruz. Sonraki zaman dilimlerini de benzer bir akışla güncelliyoruz. Eğer bir $(i, i + 1)$ zaman dilimi çiftinde $\kappa_{1i} > \kappa_{1(i+1)}$ veya $\kappa_{2i} > \kappa_{2(i+1)}$ sağlanırsa,



Şekil 22: Farklı çözüm maliyeti parametresi değerleri için gönderim alanları.

enerji bir ya da her iki kullanıcıda i 'inci zaman diliminden $i+1$ 'inci zaman dilimine akar. Bu akış su seviyeleri eşitlenene kadar sürer. Bu yöntem, Önsav 26'daki koşullar tüm zaman dilimleri için sağlanana kadar tekrar eder. Bu döngüler süresince eğer amaç fonksiyonunu artıracaksa, ölçüm değişkenlerindeki değerler kullanılarak enerji geri çekilebilir. Döngüler (215)'teki problemin ya da Önsav 23 uyarınca (214)'teki problemin KKT noktasına ulaşıncaya kadar sürer. Böylece eniyi çözüme ulaşılmış olur.

5.6 Benzetim Sonuçları

Bu kısımda, bazı sayısal örnekler sunuyoruz. Enerji hasat kalıplarını birinci ve ikinci kullanıcı için sırasıyla $\mathbf{E}_1 = [5, 1, 6, 2, 2]$ ve $\mathbf{E}_2 = [2, 3, 4, 3, 4]$ alıyoruz. Alıcıdaki gürültü varyansını $\sigma^2 = 1.2$ 'e eşitliyoruz.

Bu problemi, farklı kodçözme maliyetleri için çözüyor ve j 'inci kullanıcı tarafından gönderilen toplam bit miktarını yani $B_j = \sum_{i=1}^N r_{ji}$ eğrisini Şekil 22'de çiziyoruz. Referans noktası için en geniş gönderim bölgesini veren Su vd. (2015)'deki $a = 0$ sonucuyla Yang ve Ulukus (2012a)'da incelenmiş işbiriksiz çoklu erişim kanalı sonucunu da çiziyoruz. Kodçözüm maliyetinin artma-

sıyla ulařılabilir gönderim bölgesinin küçüldüğünü gözlemlemekteyiz. $a = 0.3$ iken, gönderim bölgesi halen işbiriksiz çoklu erişim kanalı bölgesinin dışında kalmakta ve veri işbirliğinin avantajını sergilemektedir. $a = 0.7$ için, bölgelerin kesiştiğini ve bazı noktalarda işbiriksiz çözümün performans olarak altında kaldığını gözlemliyoruz. Son olarak, epey büyük bir $a = 2$ için, gönderim bölgesinin işbiriksiz çoklu erişim kanalınının tamamen içinde kaldığını görmekteyiz. Bu durum, eğer kodçözüm maliyetleri çok büyükse kullanıcıların veri işbirliği yapmaktan kaçınarak daha iyi bir iletişim performansı elde edebileceğini göstermektedir. Bu nedenle veri işbirliği yapmak, kodçözüm maliyetine bağılı olarak her koşulda avantajlı olmayabilmektedir.

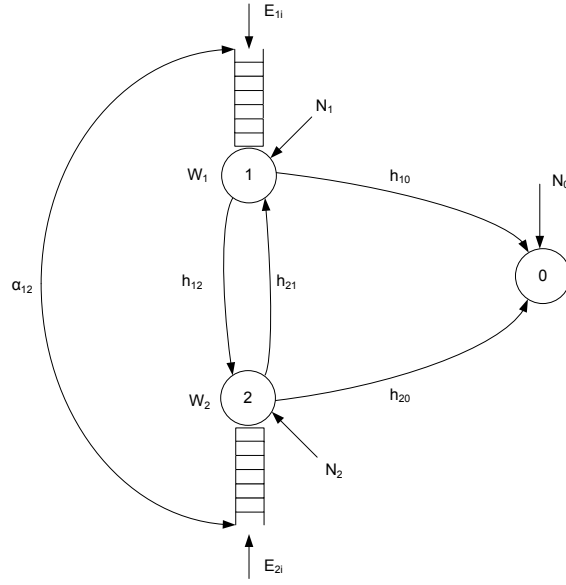
Ayrıca, Şekil 22'de Q noktasında $\mu_1 = \mu_2 = 1$ iken $a = 0.3$ için eniyi genelleştirilmiş su seviyelerini hesaplanmıştır. Döngüler, $\kappa_1^* = [4.1, 16.3, 17.5, 17.5, 30.7]$ ve $\kappa_2^* = [3.1, 6.6, 7.3, 7.3, 9.2]$ eşitliklerine ulaşmıştır. Burada su seviyelerinin Önsav 26'da belirtildiği gibi azalmayan ve birlikte artan olduğu görülmektedir.

6 Batarya Limitli Çoklu Erişim Kanalında Enerji Hasadı ve İşbirliği

Enerji hasat eden sistemlerde, enerji kullanılmadan önce genellikle bir bataryada depolanır. İlk beş bölümde ele aldığımız problemlerde, enerjinin depolanacağı bataryanın limitli olma durumu dikkate alınmamıştır. Söz konusu problemler, enerji hasadı hızının, yüksek kapasiteli bir bataryanın dolmasına sebep olmayacak kadar düşük olduğu durumlara işaret etmektedir ki, bu senaryo ile pratikte sıkça karşılaşılmaktadır. Öte yandan, veri hızlarının düşük olduğu algılayıcı ağlar gibi senaryolarda, bataryanın kapasitesinin dolarak hasat edilen enerjinin tamamını kaydedemeyip zayi olmasına sebep olacağı durumlar ortaya çıkabilir. Zaten literatür özeti bölümünde de aktarıldığı üzere, limitli batarya durumu için pek çok kanal modelinde çalışmalar bulunmaktadır. Ancak, bu projede ele aldığımız işbirlikli çoklu erişim kanalında batarya limitlerinin dikkate alınması özel bir anlam kazanmaktadır. Veri ve enerji işbirliği imkanı olduğunda, çok etkin enerji hasat eden, ancak gönderecek verisi olmayan düğümlerin, enerjilerini diğer düğümlerin verilerini aktarmak için kullanmaları, ve hatta verilerini gönderebilmeleri için diğer düğümlere enerji aktarmaları söz konusu olduğundan, normalde bataryalarının dolması nedeniyle ziyan olacak enerjiyi etkin olarak kullanma imkanları vardır. Bu nedenlerle, projede ele aldığımız işbirlikli modelleri, sonlu batarya varsayımı altında ele almak son derece ilginçtir.

Bu bölümde, sonlu bataryalara sahip iki kullanıcının farklı seviyelerde işbirliği yaptığı pek çok modeli ele alacağız. Her ne kadar varacağımız son nokta en genel durum olan eşzamanlı veri ve enerji işbirliği senaryosunu sonlu batarya limitleri altında incelemek olsa da, literatürde hemen hiçbir çoklu erişim kanal modeli için batarya kısıtlarının dikkate alınmadığı proje sırasında ortaya çıkmıştır. Bu nedenle, bu bölümde, işbiriksiz çoklu erişim kanalı, veri işbirlikli çoklu erişim kanalı, enerji işbirlikli çoklu erişim kanalı ve enerji ve veri işbirlikli çoklu erişim kanalı olmak üzere 4 farklı modeli, enerji hasadı kısıtları ve limitli batarya senaryosunda ele alarak gönderim alanlarını enbüyükleyen kaynak tahsis algoritmaları geliştireceğiz.

Bu bölümde ele aldığımız modelin en genel hali Şekil 23'te sunulmaktadır. Bu genel senaryoda sistemdeki her iki kullanıcının kendilerinininkilerin yanısıra birbirlerinin mesajlarını iletme becerisi vardır. Ayrıca bu kullanıcılar, kanal durumları, mevcut veri kuyrukları, enerji durumları gibi parametrelere bakarak, birbirlerine doğadan hasat ettikleri enerjiyi doğrudan transfer etmeyi tercih edebilirler. Sistem modelimizde Gauss gürültülü kanal ele alınmıştır. Her iki kullanıcı da, haberleşme süresince doğadan enerji hasat etmektedir. Haberleşme süresince, 1. kullanıcıdan 2. kullanıcıya ve 2. kullanıcıdan 1. kullanıcıya enerji transferi belirli bir kayıp ile gerçekleşmektedir. Bu kayıp α_{12} ve α_{21} parametreleri ile hesaba katılmıştır. Doğal olarak, $0 < \alpha_{12}, \alpha_{21} < 1$ olarak



Şekil 23: Sistem Modeli

kabul edilmiştir. 1. kullanıcı δ_{12} kadar enerjisini 2. kullanıcıya yolladığında, 2. kullanıcının o zaman aralığında enerjisi $\alpha_{12}\delta_{12}$ kadar artmaktadır. İki kullanıcı da, sahip oldukları kadar enerjiyle, veri veya enerji paylaşımı yapabilirler. Gelen enerji paketleri sadece veri veya enerji transferi amaçlı kullanılır. Bu enerji paketleri, haberleşmenin daha sonraki aşamalarında kullanım amaçlı saklanılabilir. Önceki bölümlerden farklı olarak, kullanıcıların bataryaları limitlidir, ve batarya kapasitesi E_{max} olarak belirlenmiştir. Bu genel modelin özel durumları olan 4 ayrı senaryoyu, aşağıdaki alt bölümlerde irdeliyoruz.

6.1 Batarya limitli işbiriksiz çoklu erişim kanalı

Batarya limitli senaryoyu incelemek için, öncelikle enerji hasat eden işbiriksiz bir çoklu erişim kanalı modeli ele alınmıştır. Sistem modeli, Şekil 23'te görülen genel işbirlikli modelde $h_{12} = h_{21} = \alpha_{12} = 0$, seçilerek elde edilebilir. Ayrıca, anlatımın kolaylığı açısından burada $h_{10} = h_{20} = 1$ olarak alınmıştır. Kullanıcıların pilleri sonlu kapasiteye sahiptir. Doğadan hasat edilen enerjinin haberleşmenin başında bilindiği ve ardışık enerji hasatları arasında geçen zaman aralıklarının 1s olduğu kabul edilmiştir. Problemin çözümüne başlarken $E_{ki} \leq E_{max}$, $i = 1, \dots, N$ varsayımında bulunulmuştur, zira kullanıcıların pil kapasitesinden daha fazla enerji hasadının yapılması, sistemde depolanan enerjiyi değiştirmeyecektir. i 'nci zaman dilimi için p_{1i} ve p_{2i} haberleşme güçlerini ifade etmektedir. i 'nci zaman dilimindeki $\{R_{1i}, R_{2i}\}$ iletim hızı çiftine

(257),(258) ve (259) sağlanıyorsa ulaşılabilir.

$$R_1 \leq f(P_1) \quad (257)$$

$$R_2 \leq f(P_2) \quad (258)$$

$$R_1 + R_2 \leq f(P_1 + P_2) \quad (259)$$

İletim hızı çiftini sınırlayan $f(p)$ fonksiyonu aşağıda tanımlanmıştır.

$$f(p) = \frac{1}{2} \log(1 + p) \quad (260)$$

Erişilebilir gönderim alanı, vericilerden gönderilen toplam veri miktarları olan B_1 ve B_2 'nin erişilebilir değerleri olarak tanımlanır ve

$$B_1 \leq \sum_{i=1}^N \frac{\log(1 + p_{1i})}{2} \quad (261)$$

$$B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{\log(1 + p_{2i})}{2} \quad (262)$$

$$B_1 + B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{\log(1 + p_{1i} + p_{2i})}{2} \quad (263)$$

şeklinde de ifade edilebilir. Sistem modelimizde, güç dağılım politikası iki farklı sınırlamaya maruz kalmaktadır. Bunlardan bir tanesi enerjinin zamanda geriye doğru akmamasıdır. Bu sınırlama kullanıcı 1 ve kullanıcı 2'de, her $\ell = 1, \dots, N$ için

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{1i} \geq 0 \quad (264)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{2i} \geq 0 \quad (265)$$

şeklinde yazılabilir. Bir diğer sınırlama ise kullanıcıların pil kapasitelerinin sonlu olmasıdır. Kullanıcıların pillerindeki enerji seviyelerinin E_{max} değerini hiç aşmadığından emin olunmalıdır. Bu sınırlamayı aşağıdaki gibi ifade edebiliriz.

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} + E_{max} \right) \geq 0 \quad (266)$$

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} + E_{max} \right) \geq 0 \quad (267)$$

Enerjinin zamanda geri akamaması, enerji harcamasının yavaşlatılmasına ve hasat edilen enerjiden fazlasının harcanmamasına neden olurken, pillerin sonlu kapasiteye sahip olması sistemin enerjiyi daha hızlı kullanmaya teşviğine, bu yolla da her iki kullanıcının da pilinde hasat edilen yeni enerjiler için yer açılmasına neden olmaktadır.

Problemimizin çözümünde Lagrange en iyilenmesi metodunu kullandık.

$$\mathbf{P7} : \max \mu_1 B_1 + \mu_2 B_2$$

$$\text{s.t. } B_1 \leq \sum_{i=1}^N \frac{\log(1 + p_{1i})}{2}, \quad (268)$$

$$B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{\log(1 + p_{2i})}{2}, \quad (269)$$

$$B_1 + B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{\log(1 + p_{1i} + p_{2i})}{2}, \quad (270)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{1i} \geq 0, \quad (271)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{2i} \geq 0, \quad (272)$$

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} + E_{max} \right) \geq 0, \quad (273)$$

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} + E_{max} \right) \geq 0 \quad (274)$$

Lagrange fonksiyonun değişkenlere göre türevinin alınmasının ardından Karush Kuhn Tucker koşulları elde edilmiştir. Bu koşullardan aşağıda verilmiş olan (275) ve (276) batarya limitli durumda çoklu erişim kanalı için çizelgeleme probleminin çözümünün algoritmik yapısının temelini oluşturmaktadır.

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell}) = \frac{\mu_1 - \mu_2}{1 + p_{1i}} + \frac{\mu_2}{2(1 + p_{1i} + p_{2i})} \quad (275)$$

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell}) = \frac{\mu_{2i}}{2(1 + p_{1i} + p_{2i})} \quad (276)$$

Haberleşme süresince, her zaman aralığı için p_1 ve p_2 'nin alması gereken minimum değer (277) ve (278)'te verilmiştir. p_1 ve p_2 bu değerlerden daha küçük bir değere sahip olursa, batarya taşıyacak

ve doğadan hasat edilen enerji verimli bir şekilde kullanılmamış olacaktır.

$$p_{1(\ell-1)} \geq \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell-2} p_{1i} - E_{max} \quad (277)$$

$$p_{2(\ell-1)} \geq \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell-2} p_{2i} - E_{max} \quad (278)$$

Bu kısıtlar doğrultusunda, aşağıda "Batarya Limitli Çoklu Erişim Kanalı Algoritması" adı altında verilen algoritma, (275), (276), (277) ve (278) koşullarını aynı anda sağlayan optimum güç değerlerini elde etmemizi sağlamaktadır.

Algoritma 4 Batarya Limitli Çoklu Erişim Kanalı Algoritması

$\mathbf{E}_1, \mathbf{E}_2, \sigma_0$ değerlerini al.

Başlangıç:

for $\ell = 1 : N$ **do**

 Eğer $E_{1\ell} > E_{max}$ ise $E_{1\ell} = E_{max}$.

 Eğer $E_{2\ell} > E_{max}$ ise $E_{2\ell} = E_{max}$.

 Su seviyeleri $v_{1\ell}$ ve $v_{2\ell}$ 'i bul.

end for

Gövde:

repeat

 Koşul (273)'ü kullanarak, p_{1lower} değerini bul.

 Koşul (274)'ü kullanarak, p_{2lower} değerini bul.

for $\ell = 1 : N$ **do**

 Güç değerlerini kontrol et ve su seviyesi $v_{1\ell}$ 'i koşulları sağlayacak şekilde eşitle.

end for

for $\ell = 1 : N$ **do**

 Güç değerlerini kontrol et ve su seviyesi $v_{2\ell}$ 'i koşulları sağlayacak şekilde eşitle.

end for

until zaman dilimleri arasında enerji transferi gerekmeğe kadar.

Bu algoritma kullanılarak elde edilen gönderim alanı, ve işbirlikli senaryo ile kıyaslamasına, Bölüm 6.5'te yer vereceğiz.

6.2 Batarya limitli veri işbirlikli çoklu erişim kanalı

Bu kısımda, Şekil 23'te görülen enerji hasat eden çoklu erişim kanalı modelinde $\alpha_{12} = 0$ olduğu durum ele alınmıştır. Önceki bölümlerle tutarlılık açısından kanal katsayıları da 1 olarak alınmıştır. Bu modelde kullanıcılar birbirleriyle veri paylaşmaktadır ve pilleri sonlu kapasiteye sahiptir. Doğadan hasat edilen enerjinin haberleşmenin başında bilindiği ve zaman dilimlerinin 1 saniye olduğu kabul edilmiştir. Problemin çözümüne başlarken bir önceki kısımda olduğu gibi $E_{ki} \leq E_{max}$, $i = 1, \dots, N$ varsayımında bulunduk, zira kullanıcıların pil kapasitesinden daha fazla enerji hasadının yapılması, sistemde depolanan enerjiyi değiştirmeyecektir. i 'nci zaman dilimi için p_{1i}

ve p_{2i} vericilerin haberleşme güçleridir. i 'nci zaman dilimindeki $\{R_{1i}, R_{2i}\}$ iletim hızı çiftine

$$R_{1i} < \frac{1}{2} \log(1 + p_{12i}) \quad (279)$$

$$R_{2i} < \frac{1}{2} \log(1 + p_{21i}) \quad (280)$$

$$R_{1i} + R_{2i} < \frac{1}{2} \log\left(\frac{\sigma_0^2 + p_{1i} + p_{2i} + 2\sqrt{p_{U1i}p_{U2i}}}{\sigma_0^2}\right) \quad (281)$$

sağlanırsa ulaşılabilir. Burada p_{kji} ve p_{Uki} , i . zaman diliminde ortak bilgi oluşturmak için kullanılan güç ve ortak bilgiyi yollamak için gereken güçtür. Her farklı zaman dilimi i için, p_{kji} , p_{Uki} ve toplam harcanan güç olan p_{ki} şöyle ilişkilidir:

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{12i} + p_{U1i} = \sum_{i=1}^{\ell} p_{1i} \quad (282)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{21i} + p_{U2i} = \sum_{i=1}^{\ell} p_{2i} \quad (283)$$

Alıcı ve vericilerde, verilen bir zaman aralığında elde edilen sinyal, (48)-(50) eşitliklerinde verildiği gibidir. Sistem modelimizde, güç dağılım politikası iki farklı sınırlamaya maruz kalmaktadır. Bunların ilki enerjinin zamanda geriye doğru akmamasıdır. Bu sınırlamaya göre kullanıcı 1 ve kullanıcı 2 için daha önce de olduğu gibi her $\ell = 1, \dots, N$ için

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{12i} + p_{U1i} \geq 0 \quad (284)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{21i} + p_{U2i} \geq 0 \quad (285)$$

sağlanmalıdır. Bir diğer sınırlama ise kullanıcıların pil kapasitelerinin sonlu olmasıdır. Kullanıcıların pillerindeki enerji seviyelerinin E_{max} değerini aşmaması için

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{12i} + p_{U1i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} + E_{max} \right) \geq 0 \quad (286)$$

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{21i} + p_{U2i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} + E_{max} \right) \geq 0 \quad (287)$$

olmalıdır. Her zaman aralığı için p_1 ve p_2 değerlerinin, koşul (286) ve (287)'yi kullanarak alması gereken en ufak değer bulunabilir. Bulduğumuz güç değerinin altında bir güç değeri, kullanıcıların enerjini optimum bir şekilde kullanamamasına ve pilin taşmasına neden olur. Söz konusu en küçük

güç değerleri

$$p_{1(\ell-1)} \geq \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell-2} p_{1i} - E_{max} \quad (288)$$

$$p_{2(\ell-1)} \geq \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell-2} p_{2i} - E_{max} \quad (289)$$

kısıtlarını sağlanmalıdır.

Öte yandan, batarya kısıtları altında işbirlikli ÇEK gönderim alanı enbüyükleme problemi şu şekilde ifade edilebilir.

$$\mathbf{P8} : \max \sum_{i=1}^N R_{\mu_i} \quad (290)$$

$$\text{s.t. } R_{\mu_i} \leq \frac{\mu_1}{2} \log(1 + p_{12i}) + \frac{\mu_2}{2} \log(1 + p_{21i})$$

$$R_{\mu_i} \leq \frac{\mu_1 - \mu_2}{2} \log(1 + p_{12i}) + \frac{\mu_2}{2} \log\left(\frac{\sigma_0^2 + p_{1i} + p_{2i} + 2\sqrt{p_{U1i}p_{U2i}}}{\sigma_0^2}\right) \quad (291)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{12i} + p_{U1i} \geq 0, \quad (292)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{21i} + p_{U2i} \geq 0, \quad (293)$$

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{12i} + p_{U1i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} + E_{max} \right) \geq 0, \quad (294)$$

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{21i} + p_{U2i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} + E_{max} \right) \geq 0 \quad (295)$$

Ağırlıklı gönderim miktarı içbükey bir fonksiyon olduğundan, Lagrange eniyilenmesi yöntemi ile enbüyüklenir. KKT koşulları aşağıda verilmiştir.

$$\gamma_{1i} + \gamma_{2i} = 1, \quad (296)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell} \leq \frac{\gamma_{1i}\mu_1}{2(1 + p_{12i})} + \frac{\gamma_{2i}(\mu_1 - \mu_2)}{2(1 + p_{12i})} + \frac{\gamma_{2i}\mu_2}{2S_{P1}}, \quad (297)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell} \leq \frac{\gamma_{2i}\mu_2(\sqrt{p_{U1i}} + \sqrt{p_{U2i}})}{2S_{P1}\sqrt{p_{U1i}}}, \quad (298)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell} \leq \frac{\gamma_{1i}\mu_2}{2(1 + p_{21i})} + \frac{\gamma_{2i}\mu_2}{2S_{P1}}, \quad (299)$$

$$\sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell} \leq \frac{\gamma_{2i}\mu_2(\sqrt{p_{U_{1i}}} + \sqrt{p_{U_{2i}}})}{2S_{P1}\sqrt{p_{U_{2i}}}}. \quad (300)$$

KKT kısıtlarını sağlayan, aynı zamanda da bataryayı taşımayan güç tahsisini dögüsel olarak bulmak mümkündür. Koşul (288) ve (289)'u kullanarak, güç değerleri için alt sınırlar oluştururken, KKT koşulları (296), (297), (298), (299) ve (300) kullanılarak da optimum güç değerleri hesaplanabilir. Limitli bataryaya sahip çoklu erişim kanalındaki kullanıcıların sadece veri transferi yaptığı durum için tasarladığımız algoritma, Algoritma 5 olarak sunulmuştur.

Algoritma 5 Sonlu Bataryaya Sahip Çoklu Erişim Kanalında Veri Paylaşımı Algoritması.

Get $\mathbf{E}_1, \mathbf{E}_2, \sigma_0$

Başlangıç:

for $\ell = 1 : N$ **do**

Eğer $E_{1\ell} > E_{max}$ ise $E_{1\ell} = E_{max}$.

Eğer $E_{2\ell} > E_{max}$ ise $E_{2\ell} = E_{max}$.

Su seviyeleri $v_{1\ell}$ ve $v_{2\ell}$ 'i bul.

end for

Gövde:

repeat

Denklem (288)'i kullanarak, p_{1lower} 'i bul.

Denklem (289)'u kullanarak, p_{2lower} 'i bul.

$E_{max} = \infty$ sağlanıyorken, kullanıcı 1 ve kullanıcı 2 için optimum güç değerlerini bul.

for $\ell = 1 : N$ **do**

Kullanıcı 1 için güç alt sınır koşulunu kontrol et ve su seviyesi $v_{1\ell}$ 'i eşitle.

end for

for $\ell = 1 : N$ **do**

Kullanıcı 2 için güç alt sınır koşulunu kontrol et ve su seviyesi $v_{2\ell}$ 'i eşitle.

end for

until zaman dilimleri arasında enerji akışına gerek kalmayana kadar.

6.3 Batarya limitli enerji işbirlikli çoklu erişim kanalı

Çoklu erişim kanallarında sonlu batarya senaryosunda enerji işbirliğine değinmeden önce, literatürde batarya limitsiz enerji işbirlikli çoklu erişim kanalının tüm gönderim alanı için sonuç olmadığından, bu modeli işleyip, daha sonra batarya limitlerini devreye sokacağız.

6.3.1 Batarya limitsiz enerji işbirlikli çoklu erişim kanalı gönderim alanı enbüyüklenmesi

Bu bölümde, şekil 23'te görülen enerji hasat eden bir çoklu erişim kanalı modelinin $h_{12}=h_{21}=0$ olduğu durumu ele alınmıştır. Bu sistemde kullanıcılar, kanal durumları, mevcut veri kuyrukları, enerji durumları gibi parametrelere bakarak, birbirlerine doğadan hasat ettikleri enerjiyi

doğrudan transfer etmeyi tercih edebilirler. Sistem modelimizde Gauss gürültülü kanal ele alınmıştır. Haberleşme süresince, 1. kullanıcıdan 2. kullanıcıya ve 2. kullanıcıdan 1. kullanıcıya enerji transferi belirli bir kayıp ile gerçekleşmektedir. Bu kayıp α_{12} ve α_{21} parametreleri ile hesaba katılmıştır. Doğal olarak, $0 < \alpha_{12}, \alpha_{21} < 1$ olarak kabul edilmiştir. 1. kullanıcı δ_{12} kadar enerjisini 2. kullanıcıya yolladığında, 2. kullanıcının o zaman aralığında enerjisi $\alpha_{12}\delta_{12}$ kadar artmaktadır.

i 'nci zaman dilimi için p_{1i} ve p_{2i} kullanıcıların haberleşme güçleridir. i 'nci zaman dilimindeki $\{R_{1i}, R_{2i}\}$ iletim hızı çifti, eğer

$$R_1 \leq f(P_1), \quad (301)$$

$$R_2 \leq f(P_2), \quad (302)$$

$$R_1 + R_2 \leq f(P_1 + P_2), \quad (303)$$

$f(p) = \frac{1}{2} \log(1 + p)$ sağlanıyorsa erişilebilirdir. Erişilebilir gönderim alanı için sağlanacak kısıtlar ise şu şekilde yazılabilmektedir;

$$B_1 \leq \sum_{i=1}^N \frac{1}{2} \log(1 + p_{1i}) \quad (304)$$

$$B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{1}{2} \log(1 + p_{2i}) \quad (305)$$

$$B_1 + B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{1}{2} \log(1 + p_{1i} + p_{2i}) \quad (306)$$

Kullanıcıların güç politikaları, enerjinin zamanda geriye doğru aktarılamaması nedeniyle, belli sınırlamalara maruz kalır. $\ell = 1, \dots, N$ için bu sınırlamaları (307) ve (308) şeklinde ifade edebiliriz.

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} + \alpha_{21}\delta_{21i} - \delta_{12i} - p_{1i} > 0 \quad (307)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} + \alpha_{12}\delta_{12i} - \delta_{21i} - p_{2i} > 0 \quad (308)$$

Ağırlıklı gönderim miktarı içbükey bir fonksiyon olduğundan, Lagrange eniyilenmesi yöntemi ile enbüyüklenebilir.

$$\begin{aligned} \mathbf{P9} : \max \quad & \mu_1 B_1 + \mu_2 B_2 \\ \text{s.t.} \quad & B_1 \leq \sum_{i=1}^N \frac{1}{2} \log(1 + p_{1i}), \end{aligned} \quad (309)$$

$$B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{1}{2} \log(1 + p_{2i}), \quad (310)$$

$$B_1 + B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{1}{2} \log(1 + p_{1i} + p_{2i}), \quad (311)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} + \alpha_{21} \delta_{21i} - \delta_{12i} - p_{1i} \geq 0, \quad (312)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} + \alpha_{12} \delta_{12i} - \delta_{21i} - p_{2i} \geq 0, \quad (313)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} p_{1i} \geq 0, \quad \sum_{i=1}^{\ell} p_{2i} \geq 0 \quad (314)$$

Bu problemin çözümü, Bölüm 3'tekine benzer bir dögüsel yaklaşımla gerçekleştirilebilir. Batarya limitsiz senaryodaki en iyi çözüm, bu bölümde önerdiğimiz batarya limitsiz durumdaki enerji işbirliğine özgü Algoritma 6 olarak özetlenmiştir.

Algoritma 6 Çoklu Erişim Kanalı için Enerji Paylaşım Algoritması

Kullanıcıdan \mathbf{E}_1 , \mathbf{E}_2 , α_{12} , α_{21} , μ_1 , μ_2 , σ_0 ve i değerlerini al.

Başlangıç:

for $\ell = 1 : N$ **do**

$p_{1\ell} = E_{1\ell}$ ve $p_{2\ell} = E_{2\ell}$.

Güç değerleri $p_{1\ell}, p_{2\ell}$ 'i ve su seviyeleri $v_{1\ell}$ and $v_{2\ell}$ 'i Yang ve Ulukus (2012a)'daki gibi bul.

$\lambda_{1\ell}$ ve $\lambda_{2\ell}$ değerlerini hesapla.

end for

Gövde:

if $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} > \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} * \alpha_{12}$ **then**

if $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} * \alpha_{21} > \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell}$ **then**

repeat

1. $E_{1\ell}$ 'i arttır ve $E_{2\ell}$ 'i azalt.

2. Her zaman aralığı için p_1 ve p_2 değerlerini değiştirerek su seviyelerini hesapla.

3. Yeni $\lambda_{1\ell}$ ve $\lambda_{2\ell}$ değerlerini bul.

until $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} * \alpha_{21} = \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell}$

end if

else if $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} < \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} * \alpha_{12}$ **then**

if $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} > \sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} * \alpha_{21}$ **then**

repeat

1. $E_{2\ell}$ 'i arttır ve $E_{1\ell}$ 'i azalt.

2. Her zaman aralığı için p_1 ve p_2 değerlerini değiştirerek su seviyelerini hesapla.

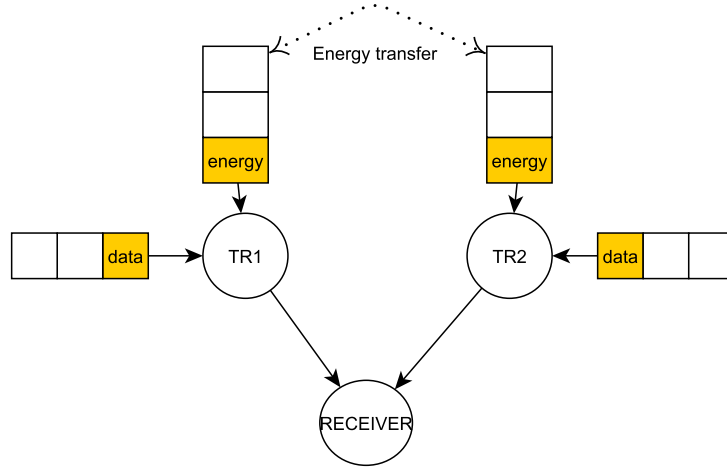
3. Yeni $\lambda_{1\ell}$ ve $\lambda_{2\ell}$ değerlerini bul.

until $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} = \alpha_{12} * \sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell}$

end if

end if

Bu algoritma ile elde edilen benzetim sonuçları, Bölüm 6.5'de batarya limitli durumla kıyaslanarak sunulacaktır.



Şekil 24: Enerji ve veri işbirlikli batarya kısıtlı çoklu erişim kanalı.

6.3.2 Batarya limitleri altında enerji işbirliği

Bu bölümde, vericilerin sonlu bataryaya sahip olduğu bir ÇEK modelinde enerji işbirliği ele alınmıştır. Ele alınan sistem modeli Şekil 24'te verilmiştir. Bu model, 23 numaralı şekildeki modelde bir önceki bölümde olduğu gibi veri işbirliği iptal edilerek elde edilmiş olup, tek fark batarya kapasiteleri üzerinde E_{max} ile ifade edilen bir üst limit bulunmasıdır. Vericilerin hasat ettikleri enerjilerin değerleri, E_{max} değerini aşarsa bu değere eşit kabul edilirler. Bunun sonucu olarak enerji hasadı kısıtlarında, batarya limitsiz senaryoya göre herhangi bir değişikliğe gerek yoktur.

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - p_{1i} - \delta_{12i} + \alpha_{21}\delta_{21i} \geq 0 \quad (315)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - p_{2i} - \delta_{21i} + \alpha_{12}\delta_{12i} \geq 0 \quad (316)$$

Öte yandan, sınırlı batarya limiti nedeniyle, batarya taşımına engel olacak şu kısıtlar gereklidir.

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - \delta_{12i} + \alpha_{21}\delta_{21i} + E_{max} \right) \geq 0 \quad (317)$$

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - \delta_{21i} + \alpha_{12}\delta_{12i} + E_{max} \right) \geq 0 \quad (318)$$

Gönderim alanı enbüyükleme problemi, bu kez de şöyle yazılabilir:

$$\mathbf{P10} : \max \mu_1 B_1 + \mu_2 B_2$$

$$\text{s.t. } B_1 \leq \sum_{i=1}^N \frac{\log(1 + p_{1i})}{2}, \quad (319)$$

$$B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{\log(1 + p_{2i})}{2}, \quad (320)$$

$$B_1 + B_2 \leq \sum_{i=1}^N \frac{\log(1 + p_{1i} + p_{2i})}{2}, \quad (321)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - \delta_{12i} + \alpha_{21} \delta_{21i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{1i} \geq 0, \quad (322)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - \delta_{21i} + \alpha_{12} \delta_{12i} - \sum_{i=1}^{\ell} p_{2i} \geq 0, \quad (323)$$

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{1i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} - \delta_{12i} + \alpha_{21} \delta_{21i} + E_{max} \right) \geq 0, \quad (324)$$

$$\left(\sum_{i=1}^{\ell-1} p_{2i} - \sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} - \delta_{21i} + \alpha_{12} \delta_{12i} + E_{max} \right) \geq 0 \quad (325)$$

KKT koşulları aşağıdaki gibi elde edilebilir.

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell}) = \frac{\mu_1 - \mu_2}{1 + p_{1i}} + \frac{\mu_2}{2(1 + p_{1i} + p_{2i})} \quad (326)$$

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell}) = \frac{\mu_{2i}}{2(1 + p_{1i} + p_{2i})} \quad (327)$$

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell}) = \alpha_{12} \sum_{\ell=i}^N (\lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell}) + \xi_{5i} \quad (328)$$

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell}) = \alpha_{21} \sum_{\ell=i}^N (\lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell}) + \xi_{6i} \quad (329)$$

KKT koşullarını doğrudan çözmek yerine, bir önceki bölümde batarya limitsiz senaryo için geliştirilen algoritmanın içine, her adımda kullanılması gereken en küçük güçlerin hesaplanmasını entegre ederek, genellenmiş su seviyelerinin hesabını bunun üzerine yapan bir algoritma geliştirmek mümkündür. Bu algoritma aşağıda Algoritma 7 ile özetlenmiştir. Elde edilen sonuçlar Bölüm 6.5'de sunulacaktır.

Algoritma 7 Batarya limitli ÇEK için enerji işbirlikli güç dağıtım algoritması

\mathbf{E}_1 , \mathbf{E}_2 , σ_0 değerlerini al.

Başlangıç:

for $\ell = 1 : N$ **do**

$\lambda_{3\ell}$ ve $\lambda_{4\ell}$ değerlerini sıfırla.

$E_{1\ell} > E_{max}$ ise $E_{1\ell} = E_{max}$ olarak belirle

$E_{2\ell} > E_{max}$ ise $E_{2\ell} = E_{max}$ olarak belirle

Su seviyeleri $v_{1\ell}$ ve $v_{2\ell}$ değerlerini (326) ve (327) KKT koşullarından belirle.

end for

Gövde:

if $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} > \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} \alpha_{12}$ **then**

if $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} \alpha_{21} > \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell}$ **then**

repeat

1. p_{1lower} ve p_{2lower} değerlerini bul.

2. $E_{1\ell}$ 'yi artırıp $E_{2\ell}$ 'yi azalt.

3. Yeni azalmayan v_1 ve v_2 vektörlerini p_1 ve p_2 değerlerini her zaman diliminde değiştirerek bul.

4. Yeni $\lambda_{1\ell}$ and $\lambda_{2\ell}$ değerlerini bul.

until $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} \alpha_{21} = \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell}$

end if

else if $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} < \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} * \alpha_{12}$ **then**

if $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell} > \sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} * \alpha_{21}$ **then**

repeat

1. p_{1lower} ve p_{2lower} değerlerini bul.

2. $E_{2\ell}$ 'yi artırıp $E_{1\ell}$ 'yi azalt.

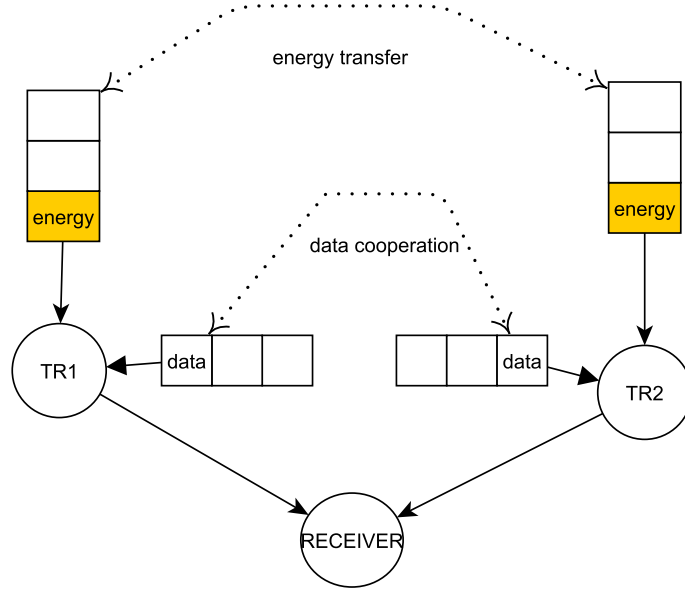
3. Yeni azalmayan v_1 ve v_2 vektörlerini p_1 ve p_2 değerlerini her zaman diliminde değiştirerek bul.

4. Yeni $\lambda_{1\ell}$ ve $\lambda_{2\ell}$ değerlerini bul.

until $\sum_{\ell=i}^N \lambda_{1\ell} = \alpha_{12} \sum_{\ell=i}^N \lambda_{2\ell}$

end if

end if



Şekil 25: Enerji ve veri işbirlikli batarya limitli çoklu erişim kanalın sistem modeli.

6.4 Batarya limitli işbirlikli çoklu erişim kanalında eş zamanlı veri ve enerji işbirliği ile gönderim alanı enbüyüklenmesi

Son olarak, veri ve enerji işbirliğini batarya limitli bir senaryoda ele alacağız, bkz. Şekil 25. Bu durumda, enerji hasadı kısıtları

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{1i} + \alpha_{21}\delta_{21i} - \delta_{12i} \geq \sum_{i=1}^{\ell} (p_{12i} + p_{u1i}) \quad (330)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} E_{2i} + \alpha_{12}\delta_{12i} - \delta_{21i} \geq \sum_{i=1}^{\ell} (p_{21i} + p_{u2i}) \quad (331)$$

ile, batarya taşıma kısıtları ise

$$\sum_{i=1}^{\ell} (E_{1i} + \alpha_{21}\delta_{21i} - \delta_{12i} - E_{max}) \leq \sum_{i=0}^{\ell-1} (p_{12i} + p_{u1i}) \quad (332)$$

$$\sum_{i=1}^{\ell} (E_{2i} + \alpha_{12}\delta_{12i} - \delta_{21i} - E_{max}) \leq \sum_{i=0}^{\ell-1} (p_{21i} + p_{u2i}) \quad (333)$$

ile gösterilir. Her zamanki gibi, Lagrange eniyileme problemi

$$L = \sum_{i=1}^N R_{\mu i} + \sum_{i=1}^N \gamma_{1i} \left(\frac{\mu_1}{2} \log(1 + p_{12i}) + \frac{\mu_2}{2} \log(1 + p_{21i}) - R_{\mu i} \right)$$

$$\begin{aligned}
& + \sum_{i=1}^N \gamma_{2i} \left(\frac{\mu_2}{2} \log(S_i) + \frac{\mu_1 - \mu_2}{2} \log(1 + p_{12i}) - R_{\mu i} \right) \\
& + \sum_{\ell=1}^N \lambda_{1\ell} \left(\sum_{i=1}^{\ell} [E_{1i} + \alpha_{21} \delta_{21i} - \delta_{12i} - (p_{12i} + p_{U1i})] \right) \\
& + \sum_{\ell=1}^N \lambda_{2\ell} \left(\sum_{i=1}^{\ell} [E_{2i} + \alpha_{12} \delta_{12i} - \delta_{21i} - (p_{21i} + p_{U2i})] \right) \\
& + \sum_{\ell=1}^N \lambda_{3\ell} \left(\sum_{i=0}^{\ell-1} (p_{12i} + p_{U1i}) T - \sum_{i=1}^{\ell} (E_{1i} + \alpha_{21} \delta_{21i} - \delta_{12i} - E_{max}) \right) \\
& + \sum_{\ell=1}^N \lambda_{4\ell} \left(\sum_{i=0}^{\ell-1} (p_{21i} + p_{U2i}) T - \sum_{i=1}^{\ell} (E_{2i} + \alpha_{12} \delta_{12i} - \delta_{21i} - E_{max}) \right) \\
& + \sum_{i=1}^N (\xi_{1i} p_{12i} + \xi_{2i} p_{U1i} + \xi_{3i} p_{21i} + \xi_{4i} p_{U2i} + \xi_{5i} \delta_{12i} + \xi_{6i} \delta_{21i}) \tag{334}
\end{aligned}$$

olarak yazılabilir, ve KKT koşulları da şöyle elde edilebilir:

$$\gamma_{1i} + \gamma_{2i} = 1 \tag{335}$$

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell}) - \xi_{1i} = \frac{\gamma_{1i} \mu_1}{2(1 + p_{12i})} + \left(\frac{\gamma_{2i} (\mu_1 - \mu_2)}{2(1 + p_{12i})} + \frac{\gamma_{2i} \mu_2}{2S_i} \right), \tag{336}$$

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell}) - \xi_{3i} = \frac{\gamma_{1i} \mu_2}{2(1 + p_{21i})} + \frac{\gamma_{2i} \mu_2}{2S_i}, \tag{337}$$

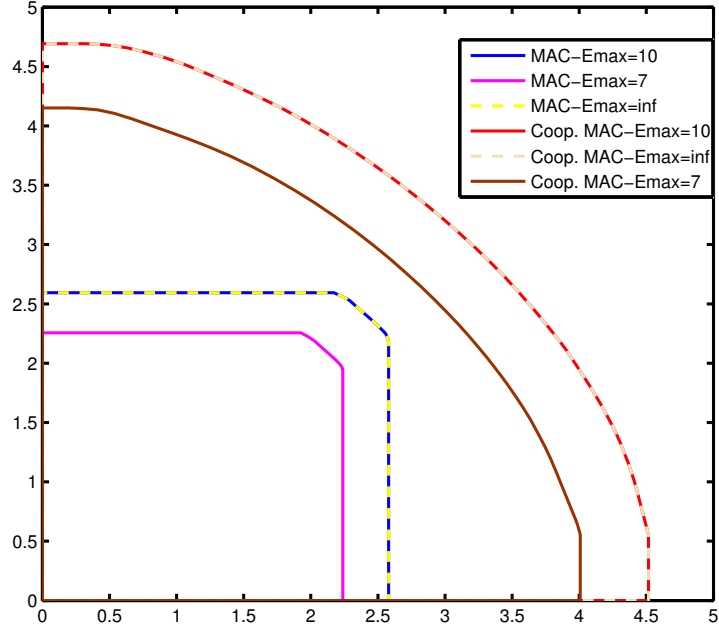
$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell}) - \xi_{2i} = \frac{\gamma_{2i} \mu_2 \left(\sqrt{\frac{p_{U2i}}{p_{U1i}}} + 1 \right)}{2S_i} \tag{338}$$

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell}) - \xi_{4i} = \frac{\gamma_{2i} \mu_2 \left(\sqrt{\frac{p_{U1i}}{p_{U2i}}} + 1 \right)}{2S_i} \tag{339}$$

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell}) = \alpha_{12} \sum_{\ell=i}^N (\lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell}) + \xi_{5i} \tag{340}$$

$$\sum_{\ell=i}^N (\lambda_{2\ell} - \lambda_{4\ell}) = \alpha_{21} \sum_{\ell=i}^N (\lambda_{1\ell} - \lambda_{3\ell}) + \xi_{6i} \tag{341}$$

En iyi güç dağılımı ve enerji paylaşımını bulmak üzere, önceki bölümde verilen Algoritma 7'te genellenmiş su seviyelerini bulmak üzere kullanılan denklemleri, (338) ve (339) ile değiştirmek yeterlidir, zira ilave veri işbirliğinin etkisi yalnızca her zaman diliminde kullanılacak toplam güçlerin alt güçlere nasıl dağılacakını belirleyen genellenmiş su seviyeleri üzerine olacaktır. Bu nedenle, söz konusu algoritmayı burada tekrarlamak yerine, doğrudan benzetim sonuçlarına geçiyoruz.

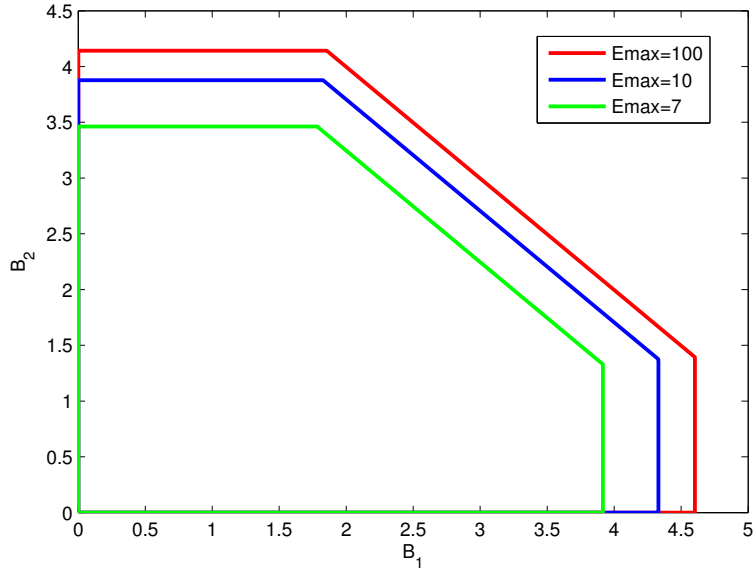


Şekil 26: Sonlu pil kapasitesine sahip enerji hasadı yapan çoklu erişim kanalının ulaşılabilir gönderim alanı.

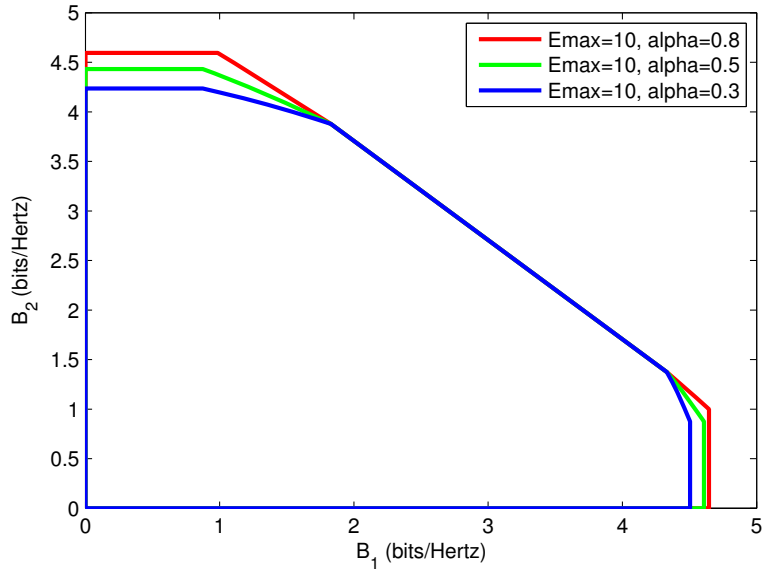
6.5 Benzetimler ve Sonuç

İlk önce, veri işbirliği olduğu ve olmadığı durumda, sonlu pil kapasitesinin gönderim alanına etkisini gösteren bir benzetim sunulacaktır. Burada enerji işbirliği henüz söz konusu değildir. Şekil 26’de kullanıcıların doğadan hasat ettiği enerjiler $E_1 = [5, 0, 5, 0, 0, 0, 0, 10, 0, 0]$ ve $E_2 = [5, 0, 0, 0, 0, 10, 0, 0, 5, 0]$ mJ olarak hesaba katılarak ve kanaldaki Gauss gürültüsünün değışintisi 2 olarak alınarak elde edilen gönderim alanları gösterilmektedir. Çoklu erişim kanalının ulaşılabilir gönderim alanı, sonlu ve sonsuz kapasiteli bataryalar, veri paylaşımının olduğu ve olmadığı durumlar için hesaplanmıştır. Veri işbirliğinin hem sonlu, hem de sonsuz batarya durumunda kayda değer bir iyileşme verdiği görülmektedir.

İkinci olarak, batarya limitli ÇEK için enerji işbirlikli ve işbiriksiz senaryoları kıyaslıyoruz. Şekiller 27, 28 ve 29’in tümünde, hasat edilen enerji miktarları $E_1 = [3, 7, 12, 13]$ ve $E_2 = [1, 6, 11, 14]$ olarak seçilmiştir. Şekil 27’de enerji işbirliği olmadığı durumda, gönderim alanının batarya limitinden nasıl etkilendiği incelenmiştir. Beklendiği üzere batarya boyutu küçüldükçe, hem gelen enerjilerin bir bölümü alınmadığından, hem de enerjii sonraki zaman dilimlerine aktarmak mümkün olamadığından veri gönderim bölgeleri küçülmektedir. Şekil 28’de ve 29’da batarya limitli senaryoda enerji işbirliği sonucu farklı enerji transfer verimlilikleri için elde edilen gönderim alanları kıyaslanmıştır. Şekil 28’de, batarya limiti $E_{max} = 10$ iken, hasat edilen enerjilerin bir

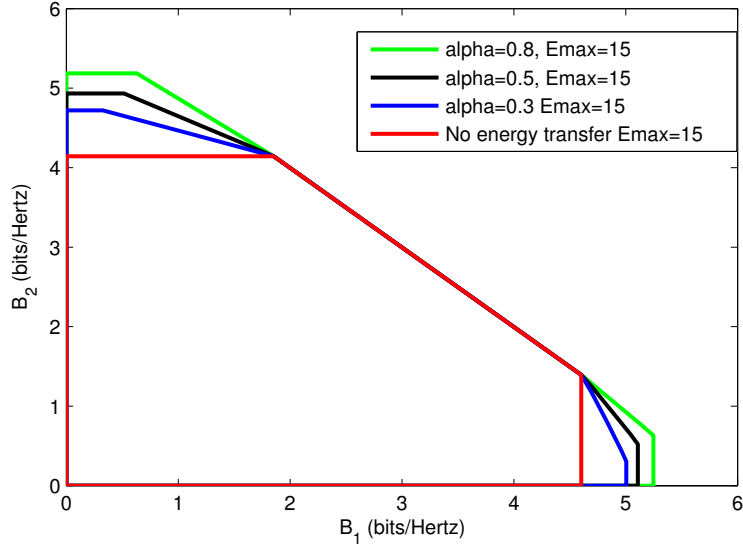


Şekil 27: $E_1 = [3, 7, 12, 13]$ ve $E_2 = [1, 6, 11, 14]$ enerji kalıpları ve $E_{max}=100,10,7$ batarya limitleri için batarya limitli çoklu erişim kanalının gönderim bölgeleri.

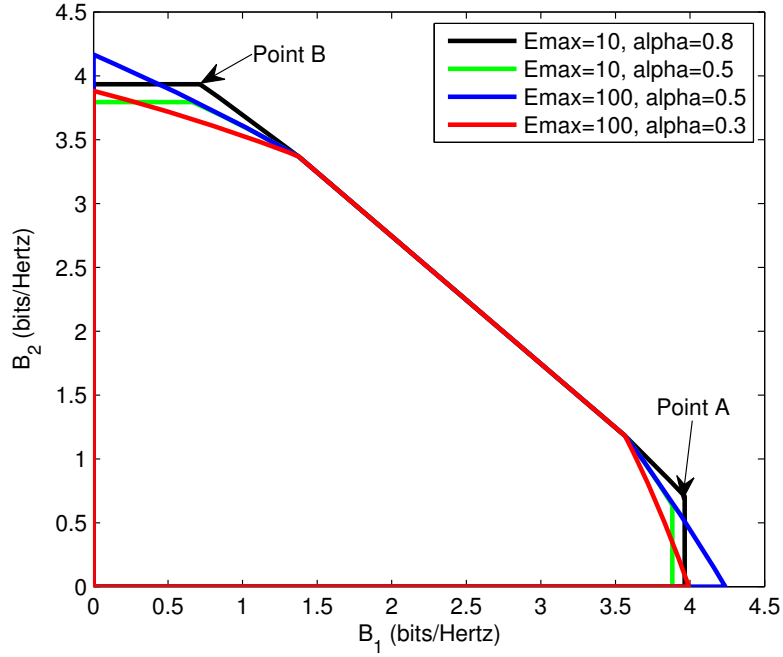


Şekil 28: $E_1 = [3, 7, 12, 13]$ ve $E_2 = [1, 6, 11, 14]$ enerji kalıpları ve $E_{max} = 10$ batarya limiti için batarya limitli çoklu erişim kanalının gönderim bölgeleri.

bölümü kaybolmaktadır. Bu durumda, enerji transfer verimliliğinin değişen değerleri için, vericilerin tek başına gönderim noktalarına yakın noktalarda, enerji işbirliğinin kazanç sağladığını, toplam veri noktasında ise enerji işbirliğinin yararı olmadığını görüyoruz. Bu sonuç, aslında beklenen bir sonuçtur, çünkü ÇEK yalnızca toplam veri hızı için literatürde incelendiğinde, enerji transferinin optimal olamayacağı bulunmuştur. Öte yandan, enerji işbirliğinin toplam veri hızı

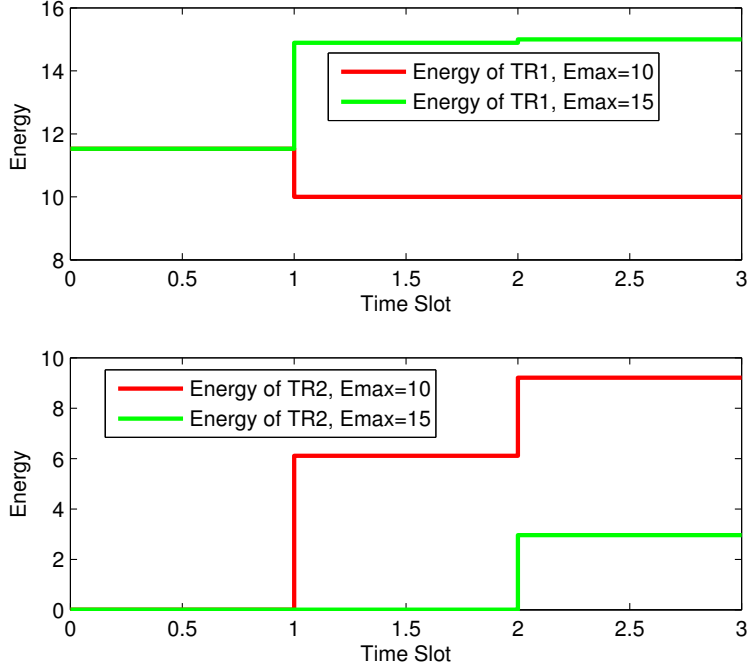


Şekil 29: $E_1 = [3, 7, 12, 13]$ ve $E_2 = [1, 6, 11, 14]$ enerji kalıpları ve $E_{max} = 15$ batarya limiti için batarya limitli çoklu erişim kanalının gönderim bölgesi.



Şekil 30: $E_1 = [7.63, 8.13, 9.47]$, $E_2 = [4.87, 8.45, 9.87]$ enerji kalıpları için batarya limitli çoklu erişim kanalının gönderim bölgesi.

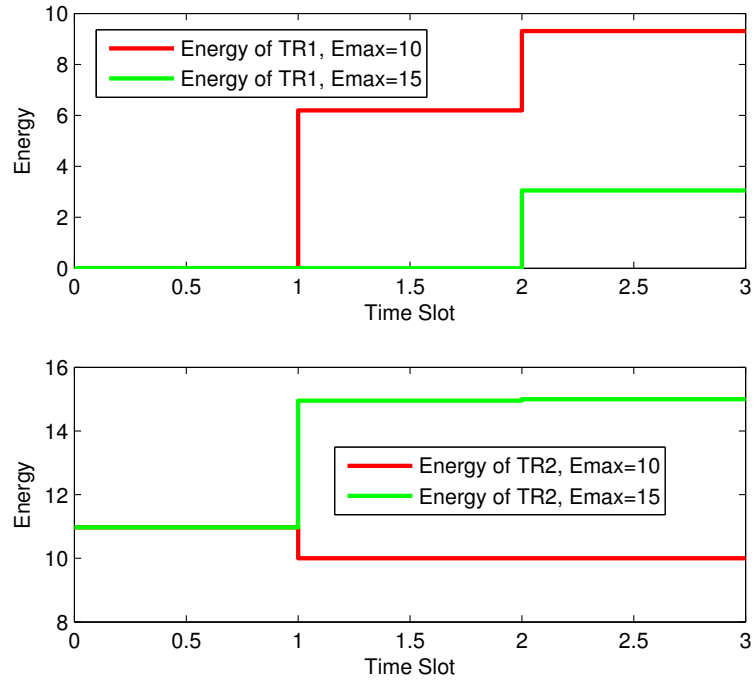
noktası haricindeki noktalarda, vericilerden birinin önceliği yüksekken faydalı olabileceği ilk kez çalışmamızla gösterilmiştir. Benzer bir benzetim sonucuna, Şekil 27'de de rastlanmaktadır. Buradaki temel fark, batarya boyutunun gelen tüm enerjinin depolanmasına izin verecek seviyede



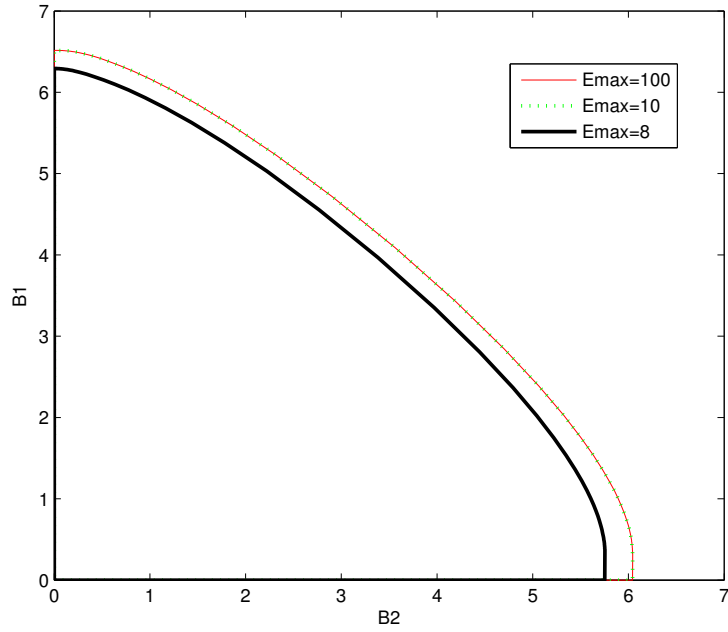
Şekil 31: Batarya limitli enerji işbirliği senaryosunda vericilerin enerji kullanım eğrileri, $E_{max}=15$, 10, point A, $\alpha = 0.8$.

oluşudur. Dolayısıyla aynı enerji transfer verimliliklerinde elde edilen gönderim alanları daha geniştir. Yine enerji işbirlikli bir senaryo için, Şekil 30'da farklı batarya kısıtları ve enerji transfer verimleri için gönderim alanı görülmektedir. Burada ilginç olan, hasat edilen enerjilerin hiçbiri $E_{max} = 10$ olarak seçilen batarya limitini geçmiyor olmasına karşın, pratik olarak batarya limitsiz duruma karşılık gelen $E_{max} = 100$ durumundan daha düşük gönderim hızları elde ediliyor olmasıdır. Dolayısıyla, batarya limitinin yalnızca enerji gelişlerini limitlediği için değil, vericiler arası enerji işbirliğini engellediği için veri hızlarını limitleyebildiği de ortaya çıkmıştır. Şekiller 31 ve 32'de, Şekil 30'daki A ve B noktalarına karşılık gelen enerji kullanımları çizilmiştir. $E_{max} = 10$ ve $E_{max} = 15$ gibi ikisi de gelen enerjileri sınırlamayan limitler altında, bambaşka enerji transfer politikaları olduğu görülmektedir. Özetle, özellikle tek başına gönderime yakın noktalarda, batarya limitleri çok önem kazanmaktadır.

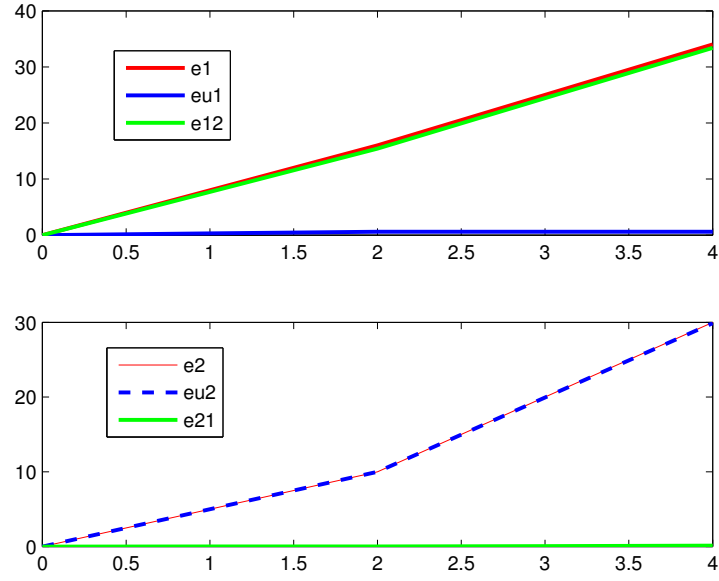
Batarya limitleri altında yalnızca veri işbirliğine dair benzetim sonuçlarına Şekil 33'te yer veriyoruz. $E_1 = [9, 9, 9, 8]$ ve $E_2 = [5, 5, 10, 10]$ olarak seçilen enerji hasatları Şekiller 34 ve 35'te verilen birikimli güç kullanım eğrilerine karşılık gelmektedir. Burada görülmektedir ki, veri işbirliği durumunda batarya limitsiz bir senaryo ile batarya limitinin $E_{max} = 10$ olduğu durum arasında herhangi bir gönderim bölgesi farkı bulunmamaktadır. Buradan hareketle, batarya limitlerinin enerji işbirliği durumunda olduğu kadar aktif rol oynamadığı sonucunu çıkarabiliriz.



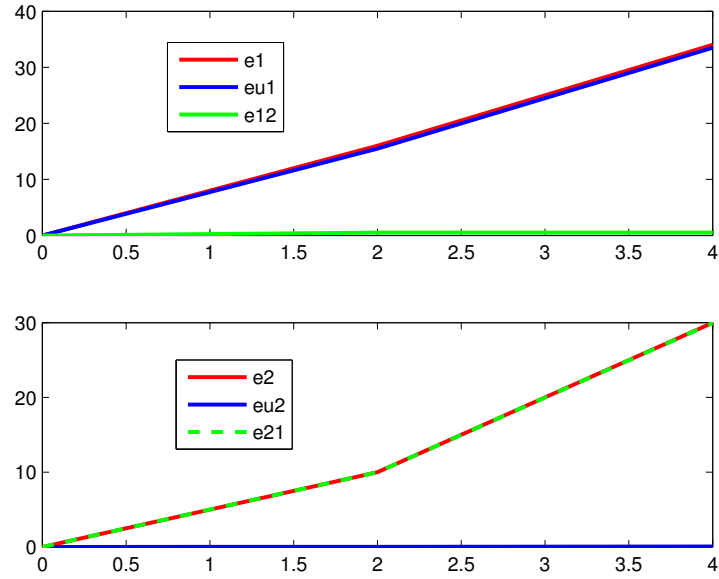
Şekil 32: Batarya limitli enerji işbirliği senaryosunda vericilerin enerji kullanım eğrileri, $E_{max}=15$, 10, point B, $\alpha = 0.8$.



Şekil 33: Limitli ve limitsiz batarya durumlarında ÇEK gönderim alanları, $E_1 = [9, 9, 9, 8]$ ve $E_2 = [5, 5, 10, 10]$, $E_{max}=100, 10, 8$.



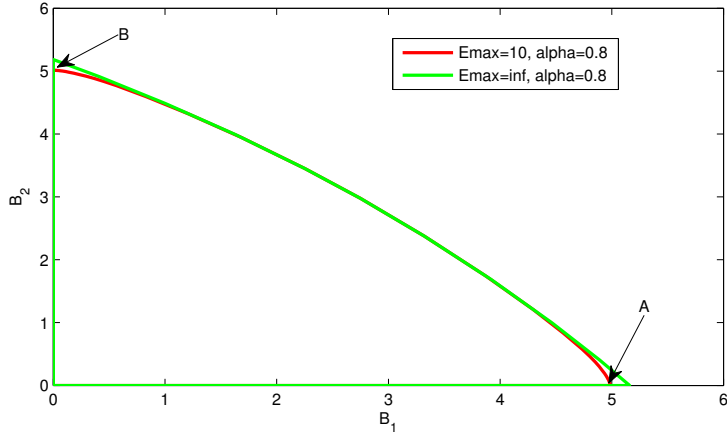
Şekil 34: Batarya limitli işbirlikli ÇEK’de vericilerin güçleri, $E_1 = [9, 9, 9, 8]$ ve $E_2 = [5, 5, 10, 10]$, $E_{max} = 10$, $\mu_1 = 1$, $\mu_2 = 0.62$.



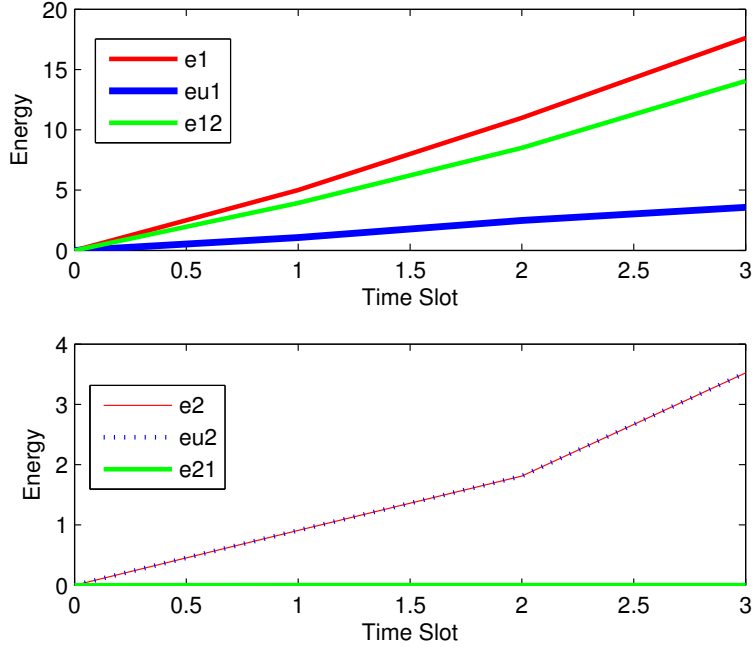
Şekil 35: Batarya limitli enerji işbirliği senaryosunda vericilerin enerji kullanımları eğrileri $E_1 = [9, 9, 9, 8]$ ve $E_2 = [5, 5, 10, 10]$, $E_{max} = 10$, $\mu_1 = 0.62$, $\mu_2 = 1$

Elbette, $E_{max} = 7$ durumunda tüm gönderim alanı daralmaktadır, çünkü bir kısım gelen enerji depolanamadan kaybedilmektedir.

Son olarak, hem enerji, hem veri işbirliğinin mümkün olduğu batarya limitli senaryoyu ince-

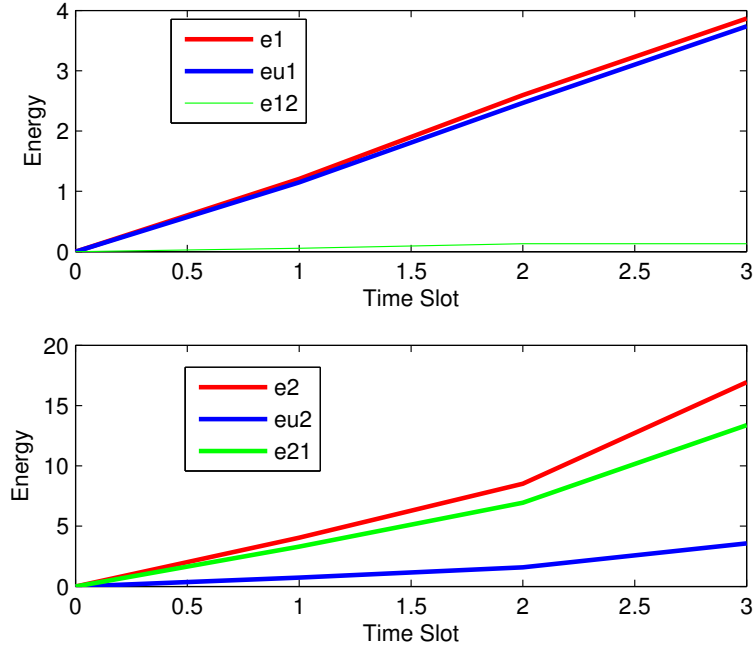


Şekil 36: Veri ve enerji işbirlikli gönderim alanları, $E_1 = [7.63, 8.13, 9.47]$, $E_2 = [4.87, 8.45, 9.87]$, $E_{max}=10$, inf. $\alpha = 0.8$.



Şekil 37: Enerji kullanım eğrileri, $E_1 = [5, 7, 0]$, $E_2 = [1, 0, 10]$, $E_{max}=10$, $\mu_1 = 1$, $\alpha = 0.8$.

leyeceğiz. Burada, Şekil 30 ile doğrudan kıyası mümkün kılmak için, aynı enerji geliş süreçleri ile, o benzetimde de alınmış olan batarya kısıtı $E_{max} = 10$ ve enerji transfer verimi $\alpha = 0.8$ olarak alınmıştır. Sonuçlar Şekil 36'da çizilmiştir. İlk göze çarpan, eş zamanlı veri ve enerji işbirliği ile elde edilen veri gönderim alanının oldukça daha geniş olduğudur. Ayrıca, batarya limitli ve limit-siz senaryo arasındaki fark, yalnızca enerji işbirliğine kıyasla daha azalmıştır. Zira, veri işbirliği vericilerin gelen enerjilerini farklı tip çeşitlemelerden faydalanacak şekilde kullanmasına izin ve-



Şekil 38: Enerji kullanım eğrileri, $E_1 = [5, 7, 0]$, $E_2 = [1, 0, 10]$, $E_{max} = 10$, $\mu_2 = 1$, $\alpha = 0.8$.

rerek daha fazla esneklik sağlamaktadır. Öte yandan, yalnızca veri işbirliği ile kıyaslandığında, batarya limitlerinin varlığının, az da olsa küçülmüş bir veri gönderim bölgesine sebep olduğundan hareketle, bu limitlerin daha çok enerji işbirliği içeren senaryolarda etkin olduğu sonucuna da varılabilir. Şekil 36'teki veri gönderim bölgesinin bir noktasına erişen güç tahsisi Şekiller 37 ve 38'de sunulmuştur.

TARTIŞMA VE SONUÇ

Giriş ve literatür özeti bölümlerinde de ifade edildiği gibi, gönderileri için yalnızca çevrelerinden hasat ettikleri enerjileri kullanan haberleşme sistemleri, son yıllarda yoğun araştırmalara konu olmuştur. Bilinen bilgi ve iletişim kuramsal tekniklerin, haberleşen düğümlerin anlık enerji durumları dikkate alınarak baştan irdelenmesi gerekmiş, ve pek çok kanal modeli enerji hasadı koşulları altında baştan incelenmiştir. Ancak, literatürde ele alınan modeller, daha ziyade vericinin ya da vericilerin gelen enerjileri kendi mesajlarını göndermede en etkin şekilde nasıl kullanacağına odaklandığından, farklı kullanıcıların farklı enerji hasat durumları, ve anlık veri gönderim gereksinimlerindeki farklılıkları dikkate alabilecek esnekliği sağlamamaktadırlar. Bu projede, içinde hem veri, hem enerji işbirliğini içeren, bunun sonucu olarak da vericilerin mevcut enerji hasatlarına göre birbirlerine doğrudan enerji göndererek veya dolaylı olarak verilerini aktararak yardım edebilecekleri bir işbirlikli çoklu erişim çerçevesi geliştirilmiştir. Enerji çeşitlemesi kazancı kavramından gerçek anlamda fayda sağlayabilen bu modelde, yalnızca gönderi güçlerini belirlemenin ötesinde, yardımlaşmanın anlık olarak değişebilen yönünü, türünü (enerji, veri ya da her ikisi), veri hızlarını; veri geliş süreçleri, kodçözme maliyetleri ve batarya kısıtları gibi gerçekçi kısıtlar ışığında belirlemek amaçlanmıştır. Enerji hasat eden işbirliği becerisine sahip sistemler için bilgi kuramsal performans üst limitleri türetilerek, bu limitlere erişen çizelgeleme, kaynak tahsisi, işbirliği stratejileri geliştirilmiş, kilit parametrelerin sağlamaları gereken özellikler ve aralarındaki ödünleşimler irdelenmiştir. Böylelikle daha pratik sistem tasarımı için performans denektaşı teşkil edecek, ya da yol gösterecek belli başlı algoritmalar geliştirilmiştir. Projede 6 ana problem ele alınmıştır. Bunların her biri için yapılan çalışmalar ve elde edilen sonuçlar daha önce bölümlerin içinde tartışılmış olmakla beraber, burada problemler bazında tekrar özetlenecektir.

• Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalı Gecikme Kısıtlı Veri İşbirliği

Bu bölümde işbirlikçi çoklu erişim kanalı üzerinden gönderim yapan ve enerji hasat eden iki verici için eniyi iletim politikaları elde edilmiştir. Bu çerçevede, enerji hasat kalıplarının her iki kullanıcı tarafından çevrimdışı olarak bilindiği, kullanıcıların kendi bilgilerini üretip veri paketleri halinde kodladığı ve tüm bu paketlerin her kullanıcıda gönderim süreci başlamadan önce hazır bulunduğu durumda, belli bir gönderim süresi sonunda iki kullanıcının birlikte ulaşabileceği gönderim bölgesi enbüyüklenmiştir. Sendonaris vd. (2003)'te enerji hasatsız bir işbirlikli çoklu erişim kanalı için önerilen blok Markov kodlamasının, enerji hasadı yapan sistemlere uyarlanmış, her zaman diliminde üretilen bilginin gecikmesiz gönderilmesine izin veren bir versiyonu elde edilmiştir. Bu kodlama stratejisinin, geleneksel enerji kısıtları altında veri hızını, kullanıcı işbirliği çeşitlemesi sayesinde, önemli derecede

artırdığı bilinmektedir, Sendonaris vd. (2003). Bu bölümde, bu iyileşmenin enerji hasat eden vericiler kullanılmasıyla sağlanan ilave enerji çeşitlemesinin de katkısıyla daha da belirgin olarak görülebileceği gösterilmiştir. Gönderim alanını enbüyükleyen güç tahsisi, vericilerin farklı amaçları için kullandıkları alt sözcükler mertebesinde gerçekleştirilerek, verilmiş herhangi bir enerji geliş profili altında, vericilerin herhangi bir zaman aralığında işbirliği yapıp yapmayacağı, yaptıkları durumlarda işbirliğine ne kadar güç ayıracakları belirlenmiştir.

- **Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalında Gecikme Toleranslı Veri İşbirliği**

Bu bölümde, önceki bölümde koyulan gecikme kısıtlarını ortadan kaldıracak yeni bir kodlama tekniği geliştirilmiş, ve işbirlikli gönderiyi kullanıcıların enerji durumları işbirliğine daha yatkın olana dek erteleme esnekliği sayesinde elde edilebilecek potansiyel kazançlar araştırılmıştır. Sistemin gönderim bölgesi tanımlandıktan sonra gecikme kısıtının geçerli olduğu model ile kıyaslanmıştır. Önerdiğimiz gecikme izinli işbirlikli modelde gönderim bölgesi genel olarak daha geniştir, ancak bazı yeter koşullar altında, gecikme kısıtlı ve toleranslı kodlama senaryolarının ulaşacağı gönderim alanlarının aynı olması gerektiği de ispatlanmıştır. Bunu destekler şekilde, benzetim sonuçlarına göre de gecikme kısıtlı ve gecikme izinli senaryoların gönderim bölgelerinin üst üste bindiği ya da aralarında küçük bir fark olduğu gözlemlenmiştir. Bu durum, kullanıcıların işbirliğini erteleyerek, diğer deyişle ortak bilgiyi vakit kaybetmeden oluşturmak yerine enerji hasatlarını saklayıp ilerideki zaman dilimlerinde gecikme kısıtlı işbirliği politikası yürüterek, gecikme izinli politikanın performansına yakın bir gönderim bölgesi elde edebileceğine işaret etmektedir. Böylece, gecikme kısıtlı senaryoda da mümkün olan, enerjinin ileriki zaman dilimlerinde kullanılmak üzere saklanabiliyor oluşunun, çoğu zaman enerji çeşitliliğinden faydalanmak için yeterli olduğu ve gönderimleri erteleyerek gönderim hızlarını çeşitlendirmenin gerekli olmadığı görülmektedir.

- **Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalında Eşzamanlı Enerji ve Veri İşbirliği**

Kablosuz iletişim sistemlerinde kablosuz enerji transferi, son yıllarda çok ilgi gören bir başka konudur. İşbirlikli çoklu erişim denildiğinde, akla ilk gelen veri işbirliği olsa da, düğümlerin birbirlerine doğrudan enerji göndererek enerji işbirliği de yapması mümkündür. Bunların ışığında, bu bölümde enerji hasat eden iki kullanıcı bir Gauss gürültülü ÇEK için enerji ve veri işbirliği birlikte ele alınmıştır. En iyi gönderi gücü ve veri hızı tahsisi politikası elde edilmiştir. Öncelikle, işbirliğine adanmış güçlerin her zaman diliminde tüm vericilerde pozitif olması gerektiği ispatlanmış, daha sonra, veri işbirliğinin her zaman enerji işbirliğinin önünde gittiği gösterilmiştir. Bir başka deyişle, fazla enerjinin önce işbirlikli gönderimde

kullanılan güçleri artırmak için kullanılması, ancak bundan sonra diğer vericiye aktarılması gerekmektedir. Ayrıca eğer yüksek öncelikli olan verici düşük öncelikli bir vericiye enerji transfer ediyorsa, kendisinin halihazırda diğer vericiden daha yüksek bir veri hızında gönderim yapıyor olması gerektiği bulunmuştur. Son olarak, ağırdan alan politikaların ele alınan problem için en iyi olduğu gösterilmiştir. KKT koşulları kullanılarak, enerji transferinin hangi durumlarda ve hangi zaman aralıklarında yapılması gerektiğini belirleyen koşullar elde edilmiş, bunları kullanıp en iyi çözüme erişen dögüsel bir algoritma türetilmiştir. Özet olarak, bu bölümün sonuçları, veri ve enerji işbirliğinin her ikisinin de mümkün olduğu durumlarda, bunların hangi öncelikle, ve hangi koşulları sağlayacak şekilde yapılması gerektiğine ışık tutmaktadır.

- **Enerji Hasat Eden Çoklu Erişim Kanalı Verinin İletişim Sırasında Aralıklı Geldiği Durumda İşbirliği**

Her ne kadar gerek işbirlikli iletişim, gerekse enerji hasadı literatürünün büyük bir bölümünde gönderilecek verilerin vericilerde gönderi başında hazır olduğu kabulü yapılıyor olsa da, özellikle enerji hasatlarının zamana yayılmış olduğu bir durumda verinin de zamanda aralıklı olarak geldiği pratik durumu incelemek önemlidir. Bu bölümde aralıklı veri ve enerji varışı işbirlikli çoklu erişim kanalı incelenmiş, erişilebilir gönderim bölgesini eniyileyen çevrimdışı gönderi gücü ve hızı tahsisi politikaları bulunmuştur. Bu bölümde de, yine yol gösterici bir takım çıkarımlar yapılmıştır: İletim hızı kısıtları ile güçler arasında en iyi çözümde bire bir bir ilişki olduğu ispatlanmış, bu sayede, gönderim bölgesini eniyileme problemi, yalnızca iletim hızlarına bağlı olarak ağırlıklı veri iletim hız toplamını eniyük-selten bir problem olarak ifade edilebilmiştir. Sonra, genel geçer bir dışbükey yakınsama yöntemi önerilerek, bu yöntemin eniyi çözüme yakınsadığı gösterilmiştir. Son olarak, yakınsama problemleri iç ve dış ayrıştırma yöntemiyle çözülmüştür. Sayısal sonuçlarla, işbirliği sayesinde aynı miktarda enerji kullanarak daha yüksek veri iletim hızlarına ulaşılabildiği gösterilmiştir.

- **Enerji Hasat Eden İşbirlikli Çoklu Erişimin Kodçözme Maliyeti Altında Analizi**

Bu bölümde, alıcılarda kodçözme için gerekli olan enerjinin dikkate alındığı enerji hasat eden bir işbirlikli ÇEK modeli incelenmiştir. Bu model, vericilerin her birinin aynı zamanda işbirliği sağlayabilmek için alıcı görevi de görmelerinden ötürü çok önemlidir. Üstelik, bu konu yalnızca enerji hasadı bağlamında değil, geleneksel işbirlikli kanal modellerinde de değinilmesi gereken bir konudur. Zira, işbirliği modeli daha kapsamlı hale geldikçe veri hızlarının artması doğaldır, ancak bu kazanç bir karmaşıklık maliyeti ile gelmektedir. Do-

layısıyla, gerçekçi bir senaryoda işbirlikçi ortakların birbirlerinin mesajlarını çözmek için de kaynaklarının bir bölümünü ayırmaları gerekmektedir. Literatürde günümüze kadar ele alınan modellerde hasat edilen enerji ya kodlama için, ya da kodçözme için kullanılırken, bizim modelimizde, düğümlerin ikili işlevleri gereği, bu işlevler arasında paylaşılması ele alınmıştır. Bu bölümde, dışbükey bir maliyet fonksiyonu olan üstel kodçözme maliyeti altında, veri işbirliğinin maliyetine rağmen yine de avantajlı olabildiği gösterilmiştir.

- **Batarya Limitli Çoklu Erişim Kanalında Enerji Hasadı ve İşbirliği**

Bu bölümde, sonlu bataryalara sahip iki kullanıcının farklı seviyelerde işbirliği yaptığı pek çok model ele alınmıştır. İşbiriksiz çoklu erişim kanalı, veri işbirlikli çoklu erişim kanalı, enerji işbirlikli çoklu erişim kanalı ve enerji ve veri işbirlikli çoklu erişim kanalı olmak üzere 4 farklı model, enerji hasadı kısıtları ve limitli batarya senaryosunda ele alınarak gönderim alanlarını enbüyükleyen kaynak tahsis algoritmaları geliştirilmiştir. Geliştirilen algoritmalar sonucunda benzetimler ile gönderim alanları kıyaslanmıştır. Beklendiği gibi, batarya limitinin veri gönderim alanını daralttığı görülmüştür. Ancak özellikle veri işbirliği ile enerji işbirliği senaryoları kıyaslandığında, veri işbirliğinin batarya kapasitesi kısıtlarından, enerji işbirliğinden daha az etkilendiği gözlemlenmiştir. Batarya limitlerinin, özellikle vericilerden birinin yüksek öncelikli olduğu, ve tek başına gönderime yakın bir politika uyguladığı durumlarda gönderim alanını düşürdüğü gözlenmiştir. Batarya limitli durumda, özellikle veri işbirliğinin kullanıcıların bataryalarını taşırmeden fazla enerjilerini kullanıp, bir yandan da kazanç sağlamak için anahtar bir teknik olduğu sonucuna varılmıştır.

Sonuç olarak, enerji hasat eden çoklu erişim kanalının farklı işbirliği modelleri altında bilgi kuramsal analizleri sonucunda, hem enerji hem de veri işbirliğinin, sistemde gönderilebilen toplam veriyi artırmak için ümit verici yaklaşımlar olduğu kanısına varılmıştır. Pratik bazı kısıtlar altında da kazanılan faydanın halen kaydadeğer olduğu görüldüğünden, enerji çeşitleme kazancını avantaja dönüştürebilmek için gelecek nesil enerji hasatlı kablosuz haberleşme sistemlerinde gerçekleştirilmesi yapılacak iletişim protokollerinde veri ve enerji işbirliğine mutlaka yer verilmesi gerektiği bu proje sonucunda varılan temel kanıdır.

Kaynakça

- Antepli, M. A., Uysal-Biyikoglu, E., ve Erkal, H. 2011. “Optimal Packet Scheduling on an Energy Harvesting Broadcast Link”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 29(8):1721–1731.
- Arafa, A., Baknina, A., ve Ulukus, S. 2016a. “Energy Harvesting Two-Way Channel with Decoding Costs”. In *IEEE International Conference on Communications*.
- Arafa, A., Kaya, O., ve Ulukus, S. 2016b. “Energy Harvesting Cooperative Multiple Access Channel with Decoding Costs”. In *European Signal Processing Conference*, pages 587–591.
- Arafa, A. ve Ulukus, S. 2015. “Optimal Policies for Wireless Networks with Energy Harvesting Transmitters and Receivers: Effects of Decoding Costs”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 33(12):2611–2625.
- Bacinoglu, B. T. ve Uysal-Biyikoglu, E. 2013. “Finite Horizon Online Packet Scheduling With Energy And Delay Constraints”. In *First International Black Sea Conference on Communications and Networking*, pages 191–195.
- Bacinoglu, B. T. ve Uysal-Biyikoglu, E. 2014. “Finite-Horizon Online Transmission Scheduling On An Energy Harvesting Communication Link With A Discrete Set Of Rates”. *Journal of Communications and Networks*, 16(3):393–300.
- Blasco, P., Gunduz, D., ve Dohler, M. 2013. “A Learning Theoretic Approach to Energy Harvesting Communication System Optimization”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 12(4):1872–1882.
- Boyd, S. ve Vandenberghe, L. 2004. “*Convex Optimization*”. Cambridge University Press.
- Carleial, A. 1982. “Multiple-access Channels with Different Generalized Feedback Signals”. *IEEE Transactions on Information Theory*, 28(6):841–850.
- Chan, C. A., Gygax, A. F., Wong, E., Leckie, C. A., Nirmalathas, A., ve Kilper, D. C. 2013. “Methodologies for Assessing the Use-Phase Power Consumption and Greenhouse Gas Emissions of Telecommunications Network Services”. *Environmental Science and Technology*, 47(1):485–492.
- Chen, W., Mitra, U., ve Neely, M. J. 2007. “Energy-Efficient Scheduling with Individual Delay Constraints over a Fading Channel”. In *5th International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks and Workshops*, pages 1–10.

- Devillers, B. ve Gunduz, D. 2011. “Energy Harvesting Communication System with Battery Constraint and Leakage”. In *IEEE Global Communications Conference Workshops*, pages 383–388.
- Devillers, B. ve Gunduz, D. 2012. “A General Framework For The Optimization Of Energy Harvesting Communication Systems With Battery Imperfections”. *Journal of Communications and Networks*, 14(2):130–139.
- El Gamal, A., Nair, C., Prabhakar, B., Uysal-Biyikoglu, E., ve Zahedi, S. 2002. “Energy-efficient Scheduling of Packet Transmissions over Wireless Networks”. In *Proceedings of Twenty-First Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, volume 3, pages 1773–1782 vol.3.
- Erkal, H., Ozcelik, F. M., Antepi, M. A., Bacinoglu, B. T., ve Uysal-Biyikoglu, E. 2012. “A Survey of Recent Work on Energy Harvesting Networks”, pages 143–147. Springer London.
- Erkal, H., Ozcelik, F. M., ve Uysal-Biyikoglu, E. 2013. “Optimal Offline Broadcast Scheduling with an Energy Harvesting Transmitter”. *EURASIP Journal Wireless Communications and Networking*, 2013(1):1–20.
- Feghhi, M. M., Abbasfar, A., ve Mirmohseni, M. 2013. “Optimal Power And Rate Allocation In The Degraded Gaussian Relay Channel With Energy Harvesting Nodes”. In *Iran Workshop on Communication and Information Theory*, pages 1–6.
- Grover, P. ve Sahai, A. 2010. “Shannon Meets Tesla: Wireless Information and Power Transfer”. In *IEEE International Symposium on Information Theory*.
- Gunduz, D. ve Devillers, B. 2011. “Two-Hop Communication With Energy Harvesting”. In *IEEE International Workshop on Computational Advances in Multi-Sensor Adaptive Processing*.
- Gurakan, B., Kaya, O., ve Ulukus, S. 2016a. “Energy and Data Cooperative Multiple Access Channel with Intermittent Data Arrivals”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, *submitted*.
- Gurakan, B., Kaya, O., ve Ulukus, S. 2016b. “Energy Harvesting Cooperative Multiple Access Channel with Data Arrivals”. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 1–8.
- Gurakan, B., Ozel, O., Yang, J., ve Ulukus, S. 2012a. “Energy Cooperation in Energy Harvesting Wireless Communications”. In *IEEE International Symposium on Information Theory*.

- Gurakan, B., Ozel, O., Yang, J., ve Ulukus, S. 2012b. “Two-Way And Multiple-Access Energy Harvesting Systems With Energy Cooperation”. In *Conference Record of the Forty Sixth ASILOMAR Conference on Signals, Systems and Computers*, pages 58–62.
- Gurakan, B., Ozel, O., Yang, J., ve Ulukus, S. 2013a. “Energy Cooperation in Energy Harvesting Communications”. *IEEE Transactions on Communications*, 61(12):4884–4898.
- Gurakan, B., Ozel, O., Yang, J., ve Ulukus, S. 2013b. “Energy Cooperation In Energy Harvesting Two-Way Communications”. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 3126–3130.
- Gurakan, B., Sisman, B., Kaya, O., ve Ulukus, S. 2016c. “Energy and Data Cooperation in Energy Harvesting Multiple Access Channel.”. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference, WPCNets Workshop*, pages 1–6.
- Gurakan, B. ve Ulukus, S. 2014. “Energy Harvesting Diamond Channel With Energy Cooperation”. In *IEEE International Symposium on Information Theory*.
- Gurakan, B. ve Ulukus, S. 2015a. “Energy Harvesting Cooperative Diamond Channel”. In *IEEE International Symposium on Information Theory*.
- Gurakan, B. ve Ulukus, S. 2015b. “Energy Harvesting Multiple Access Channel with Data Arrivals”. In *IEEE Global Communications Conference*, pages 1–6.
- Ho, C. K. ve Zhang, R. 2012. “Optimal Energy Allocation for Wireless Communications With Energy Harvesting Constraints”. *IEEE Transactions on Signal Processing*, 60(9):4808–4818.
- Huang, C., Zhang, R., ve Cui, S. 2013. “Throughput Maximization for the Gaussian Relay Channel with Energy Harvesting Constraints”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 31(8):1469–1479.
- Kaya, O., Su, N., Ulukus, S., ve Koca, M. 2016. “Delay Tolerant Cooperation in the Energy Harvesting Multiple Access Channel”. In *Information Theory and Applications Workshop*, pages 1–8.
- Kaya, O. ve Ulukus, S. 2007a. “Power Control for Fading Cooperative Multiple Access Channels”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 6(8):2915–2923.
- Kaya, O. ve Ulukus, S. 2007b. “Power Control for Fading Cooperative Multiple Access Channels”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 6(8):2915–2923.

- Kurs, A., Karalis, A., Moffatt, R., Joannopoulos, J., Fisher, P., ve Soljacic, M. 2007. “Wireless Power Transfer via Strongly Coupled Magnetic Resonances”. *Science*, 317:83–86.
- Li, H., Jaggi, N., ve Sikdar, B. 2011. “Relay Scheduling for Cooperative Communications in Sensor Networks with Energy Harvesting”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 10(9):2918–2928.
- Luo, Y., Zhang, J., ve Letaief, K. B. 2013. “Optimal Scheduling and Power Allocation for Two-Hop Energy Harvesting Communication Systems”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 12(9):4729–4741.
- Mahdavi-Doost, H. ve Yates, R. D. 2013. “Energy Harvesting Receivers: Finite Battery Capacity”. In *IEEE International Symposium on Information Theory*.
- Marks, B. R. ve Wright, G. 1978. “A General Inner Approximation Algorithm for Nonconvex Mathematical Programs”. *Operations Research*, 26(4):681–683.
- Orhan, O. ve Erkip, E. 2012a. “Energy Harvesting Two-Hop Networks: Optimal Policies For The Multi-Energy Arrival Case”. In *35th IEEE Sarnoff Symposium*, pages 1–6.
- Orhan, O. ve Erkip, E. 2012b. “Optimal Transmission Policies for Energy Harvesting Two-Hop Networks”. In *CISS*.
- Orhan, O. ve Erkip, E. 2013. “Throughput Maximization For Energy Harvesting Two-Hop Networks”. In *IEEE International Symposium on Information Theory*.
- Orhan, O., Gunduz, D., ve Erkip, E. 2012. “Throughput Maximization For An Energy Harvesting Communication System With Processing Cost”. In *IEEE Information Theory Workshop*.
- Orhan, O., Gunduz, D., ve Erkip, E. 2014. “Energy Harvesting Broadband Communication Systems With Processing Energy Cost”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 13(11):6095–6107.
- Ozcelik, F. M., Erkal, H., ve Uysal-Biyikoglu, E. 2011. “Optimal Offline Packet Scheduling On An Energy Harvesting Broadcast Link”. In *IEEE International Symposium on Information Theory Proceedings*, pages 2886–2890.
- Ozcelik, F. M., Uctu, G., ve Uysal-Biyikoglu, E. 2012. “Minimization of Transmission Duration of Data Packets over an Energy Harvesting Fading Channel”. *IEEE Communications Letters*, 16(12):1968–1971.

- Ozel, O., Shahzad, K., ve Ulukus, S. 2014. “Optimal Energy Allocation for Energy Harvesting Transmitters With Hybrid Energy Storage and Processing Cost”. *IEEE Transactions on Signal Processing*, 62(12):3232–3245.
- Ozel, O., Tutuncuoglu, K., Yang, J., Ulukus, S., ve Yener, A. 2011a. “Transmission with Energy Harvesting Nodes in Fading Wireless Channels: Optimal Policies”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 29(8):1732–1743.
- Ozel, O. ve Ulukus, S. 2010. “Information-Theoretic Analysis Of An Energy Harvesting Communication System”. In *IEEE 21st International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications Workshops*, pages 330–335.
- Ozel, O. ve Ulukus, S. 2011. “AWGN Channel Under Time-Varying Amplitude Constraints With Causal Information At The Transmitter”. In *Conference Record of the Forty Fifth ASILOMAR Conference on Signals, Systems and Computers*, pages 373–377.
- Ozel, O. ve Ulukus, S. 2012. “Achieving AWGN Capacity Under Stochastic Energy Harvesting”. *IEEE Transactions on Information Theory*, 58(10):6471–6483.
- Ozel, O., Yang, J., ve Ulukus, S. 2011b. “Broadcasting With A Battery Limited Energy Harvesting Rechargeable Transmitter”. In *International Symposium of Modeling and Optimization of Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks*, pages 205–212.
- Ozel, O., Yang, J., ve Ulukus, S. 2012. “Optimal Broadcast Scheduling for an Energy Harvesting Rechargeable Transmitter with a Finite Capacity Battery”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 11(6):2193–2203.
- Ozel, O., Yang, J., ve Ulukus, S. 2013. “Optimal Transmission Schemes for Parallel and Fading Gaussian Broadcast Channels with an Energy Harvesting Rechargeable Transmitter”. *Computer Communications*, 36(12):1360–1372.
- Popovski, P., Fouladgar, A., ve Simeone, O. 2013. “Interactive Joint Transfer of Energy and Information”. *IEEE Transactions on Communications*, 61(5):2086–2097.
- Rost, P. ve Fettweis, G. 2010. “On the Transmission-Computation-Energy Tradeoff In Wireless And Fixed Networks”. In *IEEE Global Communications Conference, Green Communications Workshop*.

- Rubio, J., Pascual-Iserte, A., ve Payaró, M. 2013. “Energy-Efficient Resource Allocation Techniques for Battery Management with Energy Harvesting Nodes: a Practical Approach”. In *Euro. Wireless Conf.*
- Sendonaris, A., Erkip, E., ve Aazhang, B. 2003. “User Cooperation Diversity – Part I: System Description”. *IEEE Transactions on Communications*, 51(11):1927–1938.
- Sisman, B. 2016. “Energy and Data Cooperation in Energy Harvesting Multiple Access Channels.”. Master’s thesis, Isik University.
- Su, N., Kaya, O., Ulukus, S., ve Koca, M. 2015. “Cooperative Multiple Access under Energy Harvesting Constraints”. In *IEEE Global Communications Conference*, pages 1–6.
- Tekbiyik, N., Girici, T., Uysal-Biyikoglu, E., ve Leblebicioglu, K. 2013a. “Proportional Fair Resource Allocation on an Energy Harvesting Downlink”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 12(4):1699–1711.
- Tekbiyik, N., Uysal-Biyikoglu, E., Girici, T., ve Leblebicioglu, K. 2013b. “An Algorithm for Proportional-Fair Downlink Scheduling in the Presence of Energy Harvesting”, pages 93–101. Springer London.
- Tekbiyik, N., Uysal-Biyikoglu, E., Girici, T., ve Leblebicioglu, K. 2013c. “Utility-Based Time and Power Allocation on an Energy Harvesting Downlink: The Optimal Solution”, pages 83–91. Springer London.
- Tutuncuoglu, K., Varan, B., ve Yener, A. 2013. “Energy Harvesting Two-Way Half-Duplex Relay Channel With Decode-And-Forward Relaying: Optimum Power Policies”. In *18th International Conference on Digital Signal Processing (DSP)*, pages 1–6.
- Tutuncuoglu, K. ve Yener, A. 2011a. “Optimal Power Control For Energy Harvesting Transmitters In An Interference Channel”. In *Conference Record of the Forty Fifth ASILOMAR Conference on Signals, Systems and Computers*, pages 378–382.
- Tutuncuoglu, K. ve Yener, A. 2011b. “Short-Term Throughput Maximization for Battery Limited Energy Harvesting Nodes”. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 1–5.
- Tutuncuoglu, K. ve Yener, A. 2012a. “Communicating With Energy Harvesting Transmitters And Receivers”. In *Information Theory and Applications Workshop*, pages 240–245.

- Tutuncuoglu, K. ve Yener, A. 2012b. “Optimal Power Policy For Energy Harvesting Transmitters With Inefficient Energy Storage”. In *46th Annual Conference on Information Sciences and Systems (CISS)*, pages 1–6.
- Tutuncuoglu, K. ve Yener, A. 2012c. “Optimum Transmission Policies for Battery Limited Energy Harvesting Nodes”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 11(3):1180–1189.
- Tutuncuoglu, K. ve Yener, A. 2012d. “Sum-Rate Optimal Power Policies for Energy Harvesting Transmitters in an Interference Channel”. *Journal of Communications and Networks*, 14(2):151–161.
- Tutuncuoglu, K. ve Yener, A. 2013. “Multiple Access And Two-Way Channels With Energy Harvesting And Bi-Directional Energy Cooperation”. In *Information Theory and Applications Workshop (ITA)*, pages 1–8.
- Tutuncuoglu, K. ve Yener, A. 2015. “Energy Harvesting Networks with Energy Cooperation: Procrastinating Policies”. *IEEE Transactions on Communications*, 63(11):4525–4538.
- Tutuncuoglu, K., Yener, A., ve Ulukus, S. 2015. “Optimum Policies for an Energy Harvesting Transmitter Under Energy Storage Losses”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 33(3):467–481.
- Uysal-Biyikoglu, E. ve El Gamal, A. 2004. “On Adaptive Transmission For Energy Efficiency In Wireless Data Networks”. *IEEE Transactions on Information Theory*, 50(12):3081–3094.
- Uysal-Biyikoglu, E., Prabhakar, B., ve El Gamal, A. 2002. “Energy-Efficient Packet Transmission Over A Wireless Link”. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 10(4):487–499.
- Varan, B. ve Yener, A. 2014. “Energy harvesting two-way communications with limited energy and data storage”. In *ASILOMAR Conference on Signals, Systems and Computers*.
- Varshney, L. 2008. “Transporting Information and Energy Simultaneously”. In *IEEE International Symposium on Information Theory*.
- Wang, Z., Aggarwal, V., ve Wang, X. 2015. “Iterative Dynamic Water-Filling for Fading Multiple-Access Channels With Energy Harvesting”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 33(3):382–395.
- Willems, F., van der Meulen, E., ve Schalkwijk, J. 1983. “An Achievable Rate Region For The Multiple Access Channel With Generalized Feedback”. In *Allerton Conference on Communication, Control and Computing, Monticello, IL, 1983*.

- Xu, J. ve Zhang, R. 2014. “Throughput Optimal Policies for Energy Harvesting Wireless Transmitters with Non-Ideal Circuit Power”. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 32(2):322–332.
- Yang, J., Ozel, O., ve Ulukus, S. 2011. “Optimal Packet Scheduling in a Broadcast Channel with an Energy Harvesting Transmitter”. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 1–5.
- Yang, J., Ozel, O., ve Ulukus, S. 2012. “Broadcasting with an Energy Harvesting Rechargeable Transmitter”. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 11(2):571–583.
- Yang, J. ve Ulukus, S. 2010. “Transmission Completion Time Minimization in an Energy Harvesting System”. In *CISS*.
- Yang, J. ve Ulukus, S. 2011. “Optimal Packet Scheduling in a Multiple Access Channel with Rechargeable Nodes”. In *IEEE International Conference on Communications*, pages 1–5.
- Yang, J. ve Ulukus, S. 2012a. “Optimal Packet Scheduling in a Multiple Access Channel with Energy Harvesting Transmitters”. *Journal of Communications and Networks*, 14:140–150.
- Yang, J. ve Ulukus, S. 2012b. “Optimal Packet Scheduling in an Energy Harvesting Communication System”. *IEEE Transactions on Communications*, 60(1):220–230.
- Zafer, M. ve Modiano, E. 2007. “Delay-Constrained Energy Efficient Data Transmission over a Wireless Fading Channel”. In *Information Theory and Applications Workshop*, pages 289–298.
- Zafer, M. A. ve Modiano, E. 2005. “A Calculus Approach To Minimum Energy Transmission Policies With Quality Of Service Guarantees”. In *Proceedings IEEE 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies.*, volume 1, pages 548–559 vol. 1.
- Zheng, G., Teng, L. J., ve Motani, M. 2013. “Base Station Energy Cooperation In Green Cellular Networks”. In *IEEE GlobalSIP*.

TÜBİTAK
PROJE ÖZET BİLGİ FORMU

Proje Yürütücüsü:	Doç. Dr. ONUR KAYA
Proje No:	113E556
Proje Başlığı:	Enerji Hasadı Yapan Kablosuz Ağlarda Kullanıcı İşbirliği Ve Kaynak Tahsisi.
Proje Türü:	1001 - Araştırma
Proje Süresi:	30
Araştırmacılar:	ŞENNUR ULUKUŞ (Yurt Dışı)
Danışmanlar:	
Projenin Yürütüldüğü Kuruluş ve Adresi:	IŞIK Ü. MÜHENDİSLİK F. ELEKTRİK ELEKTRONİK MÜHENDİSLİĞİ B.
Projenin Başlangıç ve Bitiş Tarihleri:	01/04/2014 - 01/10/2016
Onaylanan Bütçe:	247285.0
Harcanan Bütçe:	136510.5
Öz:	<p>Yeni nesil haberleşme sistemlerinde, pillere ya da şehir elektriğine bağımlı olarak çalışan klasik haberleşme bileşenlerinin yerlerini, enerjilerini çevreden hasat eden, çevreye duyarlı ve uzun kullanım ömrüne sahip bileşenlere bırakacağı öngörülmektedir. Bu nedenle, bilinen haberleşme protokollerinin, enerjinin aralıklı olarak geldiği, ve gönderilerin anlık enerji kısıtlarına tabi olduğu durumlara uygun olarak baştan ele alınması, ve enerji hasadı koşulları altında kuramsal performans üst limitlerinin baştan belirlenmesi gerekmektedir.</p> <p>Bu projede, tüm enerjilerini doğadan hasat eden işbirlikli haberleşme ağlarında, kaynakları etkin kullanarak ağ performansını artıran ve ömrünü uzatan gönderim protokolleri tasarlanmıştır. Böylece, işbirlikli kablosuz ağlarda basit çoklu erişim ya da aktarım kanal modellerinin ötesine geçilmiş; farklı kullanıcılarda anlık olarak farklı miktarlarda biriktirilen enerjinin beraberinde getirdiği enerji çeşitleme kazancı ile işbirliği kazancından bir arada faydalanılması sağlanmıştır. Düşümlerin kendi enerjilerini iletim sırasında çevrelerinden temin ettikleri, ve birbirleri ile gerek veri, gerekse enerji aktarımı ile yardımlaşabildikleri durumlar için,</p> <ul style="list-style-type: none">- Bilgi kuramsal bir yaklaşım kullanılarak, gerek gecikme kısıtlı, gerekse gecikmeye toleranslı durumlar için, blok Markov kodlama ve geriye doğru kodçözme tabanlı yeni işbirlikli kodlama teknikleri geliştirilmiş, ve karşılık gelen erişilebilir veri hızları elde edilmiş,- Toplam veri hızı veya veri gönderim bölgelerini enbüyükleyen kaynak tahsisi algoritmaları geliştirilmiş,- Hasat edilen enerji ve kanal durumlarının gönderim, aktarım, ya da enerjinin depolanması kararlarını nasıl etkilediği incelenmiş, temel bazı ödünleşimler belirlenmiş,- Verinin ve hasat edilen enerjinin gönderi devam ederken aralıklı geldiği durumda en iyi veri hızı ve güç çizelgesi bulunmuş,- İşbirlikli haberleşme için kritik olan, hem alıcı hem de verici olarak davranan düşümlerdeki kodçözme maliyeti kısıtları dikkate alınarak işbirliğinden net kazancı eniyileyen politikalar geliştirilmiş,- Düşümlerin birbirlerine enerji de gönderebildikleri durumda, işbirlikli veri iletişimi ile enerji transferi yoluyla işbirliği senaryoları birlikte incelenip, en iyi kaynak tahsisi stratejisi belirlenmiş,- Hasat edilen kaydedildiği bataryaların sınırlı kapasitesi olması durumunda gelen enerjinin ziyan edilmemesini garanti eden en iyi kaynak yönetimi algoritmaları önerilmiştir. <p>Elde edilen sonuçlar, gerek veri, gerekse enerji işbirliğinin, enerji hasat eden sistemlerde, özellikle enerji çeşitlemesinden kazanç sağlamak için çok faydalı yaklaşımlar olduğuna işaret etmektedir.</p>
Anahtar Kelimeler:	Kapasite, İşbirlikli Çoklu Erişim Kanalı, Enerji Hasadı, Güç Kontrolü, Kablosuz Enerji Transferi.
Fikri Ürün Bildirim Formu Sunuldu Mu?:	Hayır

Proje Den Yapılan Yayınlar:	<ol style="list-style-type: none">1- Energy Harvesting Cooperative Multiple Access Channel with Decoding Costs (Bildiri - Uluslararası Bildiri - Sözlü Sunum),2- Energy and Data Cooperation in Energy Harvesting Multiple Access Channel. (Bildiri - Uluslararası Bildiri - Sözlü Sunum),3- Energy Harvesting Cooperative Multiple Access Channel with Data Arrivals Kuala Lumpur, Malaysia, May 2016. (Bildiri - Uluslararası Bildiri - Sözlü Sunum),4- Delay Tolerant Cooperation in the Energy Harvesting Multiple Access Channel (Bildiri - Uluslararası Bildiri - Sözlü Sunum),5- Cooperative Multiple Access under Energy Harvesting Constraints, (Bildiri - Uluslararası Bildiri - Sözlü Sunum),6- Energy and Data Cooperation in Energy Harvesting Multiple Access Channels (Tez (Araştırmacı Yetiştirilmesi) - Yüksek Lisans Tezi),
-----------------------------	--

TÜBİTAK