

**Enerji Verimli Kablosuz Ađ Tasarımı İin Temel İlkeler  
Ve Deneysel Uygulamalar**

**Program Kodu: 1001**

**Proje No: 110E252**

Proje Yürütücüsü:

**Prof. Dr. Elif UYSAL BIYIKOĐLU**

MART 2014

ANKARA

## ÖNSÖZ

Nisan 2011-Mart 2014 tarihleri arasında ODTÜ Elektrik ve Elektronik Mühendisliği Bölümü'nde yürütülmüş olan bu projeye, çok sayıda lisansüstü öğrenci tez çalışmaları kapsamında dahil olmuşlardır. Dr. Neyre Tekbıyık-Ersoy, B. Tan Bacınoğlu, Sajjad Baghaee, Ömer M. Gül projenin çeşitli dönemlerinde tam zamanlı ya da kısmi zamanlı bursiyer olarak görev almış, Fatih M. Özçelik, M. Akif Antepli, Hakan Erkal, Canay Özkan ve Göksel Uçtu ise proje kapsamında oluşturulan altyapıdan yararlanmışlardır. Bu lisansüstü öğrencilerin tümünün projenin gerçekleştirilmesinde önemli katkıları olmuştur.

Proje kapsamında 1 doktora, 6 yüksek lisans tezi tamamlanmış, 2 tez ise tamamlanmaktadır; 7 adet uluslararası SCI indeksli dergi makalesi ve bir kitap bölümü yayınlanmış olup, ve 4 adet makale daha değerlendirme aşamasındadır. Yayınlanmış olan makaleler ISI Web of Science veritabanında halihazırda 20'nin üzerinde atıf almış görünmektedirler. Ayrıca, yine proje kapsamında 8 adet SCI-E kapsamında taranan uluslararası hakemli konferans bildirisi, 3 adet ulusal hakemli konferans bildirisi yayınlanmıştır, 4 bildiri de değerlendirme aşamasındadır.

Projeyi destekleyen TÜBİTAK'a teşekkürlerimizi sunarız.

## İÇİNDEKİLER

<b>1 . GİRİŞ .....</b>	<b>8</b>
<b>2 . LİTERATÜR ÖZETİ .....</b>	<b>11</b>
<b>3 . GEREÇ VE YÖNTEM .....</b>	<b>17</b>
3.1 Enerji Hasatlı Çokkullanıcılı Haberleşme Kanallarında Dışbükey Optimizasyon Tekniklerinin Uygulanması .....	18
3.2 Dinamik Programlama Tekniğinin Enerji Hasatlı “Tembel Çizelgeleme” Problemine Uygulanması.....	20
3.2.1 Optimal Çözüm ve Beklenen Eşik Değer Yöntemi .....	22
3.3 Sezgisel Çevrimiçi Politikalar Geliştirilmesi .....	24
3.3.1 Enerji Hasatlı KAA Yukarı kanalında Veri Birleştime için Kolay Uygulanabilir Çevrimiçi Çizelgeleme Algoritmaları.....	26
Düzenleyen Rastgele Sıralayan Politika (DRSP).....	26
3.4 Uyarlamalı İletimin Yazılım Tabanlı Radyo Üzerinde Uygulanması .....	27
3.5 KAA Test Düzenegi.....	31
3.5.1 Sistem Mimarisi .....	32
<b>4 . BULGULAR .....</b>	<b>34</b>
4.1 Yayın Kanalı ve Aşağıkanal Çizelgeleme Problemlerinin Çözümleri ve Elde Edilen Başarım Sonuçları .....	34
4.1.1 Çevrimiçi (Online) Problemin Çözümünde Kullanılan Enerji Öngörü (Kestirim) Algoritmaları:.....	43
4.1.2 Sayısal Örnekler ve Benzetim Sonuçları:.....	46
4.2 Yayın Kanalı ve Aşağıkanal Çizelgeleme Politikası DRSP (UROP)nin RR (Çevrimsel Sıralı) Temelli Çizelgeler ile Karşılaştırmalı Başarımını Gösteren Sayısal Sonuçlar.....	50
4.3 Beklenen Eşik Değer Algoritmasının Analitik ve Benzetimlerde Görülen Başarım Sonuçları .....	54
4.4 Beklenen Eşik Değer Algoritmasının ve Alternatif Yöntemlerin USRP Donanımı Üzerinde Uygulanması .....	56
4.4.1 Deneysel Kurgu.....	56
4.4.2 Uygulamada Paket Geliş Sürecini Oluşturmak için kullanılan Markov Modeli .....	57
4.4.3 Gerçekleme .....	58
4.4.4 Eşik Değerlerin Belirlenmesi.....	58
4.4.5 Elde Edilen Grafikler ve Sayısal Sonuçlar.....	60
<b>5 . TARTIŞMA/SONUÇ .....</b>	<b>73</b>
<b>6 KAYNAKLAR .....</b>	<b>75</b>

## ŞEKİLLER

Şekil 1. Kablosuz algılayıcı ağlara yönelik bir tarım uygulaması örneği (Riquelme vd., 2009).....	15
Şekil 2. Ardarda gelen zaman çerçeveleri ve temsili bir çerçevenin içindeki enerji hasatlarını ve güç ve zaman atamalarını gösterecek biçimde açılmış hali. ....	19
Şekil 3. Wireshark ekranından örnek bir görüntü.....	30
Şekil 4. Uygulama deneyinin blok şeması .....	30
Şekil 5. Ardarda gelen zaman çerçeveleri; temsili bir çerçevenin içindeki enerji hasatlarını ve güç ve zaman atamalarını gösterecek biçimde açılmış hali. ....	35
Şekil 6. Artan kullanıcı sayısı için BCD, PTF ve ProNTO algoritmalarının HH+TDMA stratejisine göre başarımı. ....	42
Şekil 7 S-SEP ve K-SEP algoritmalarının 04.10.2009 tarihine ait başarımları.....	46
Şekil 8. PTF-On algoritmasının çalışma prensibi.....	47
Şekil 9. S-SEP ve K-SEP algoritmalarının 10.10.2009 tarihine ait başarımları.....	48
Şekil 10. S-SEP ve K-SEP algoritmalarının 11.10.2009 tarihine ait başarımları.....	48
Şekil 11. Bir dizi (14 adet) <i>çizelgeleme periyodu</i> boyunca, PTF ve PTF-On algoritmaları kullanılarak HH+TDMA yöntemine göre amaç fonksiyonu cinsinden elde edilen başarımların artışı.....	49
Şekil 12. Bir dizi (14 adet) <i>çizelgeleme periyodu</i> boyunca, PTF ve PTF-On algoritmaları ile, HH+TDMA'a göre fazladan gönderilen veri miktarı.....	50
Şekil 13. Yüksek yoğunluk(D=0.975)-Bağımsız EH ve DA süreci varsayımı altında zaman ufku uzunluğuna göre UROP (DRSP) ve RR politikalarının, m/k oranı tamsayı olduğu ve olmadığı durumlarda, sonlu ve sonsuz batarya altında elde ettikleri verimi gösteren benzetim sonucu. Kısaltmaların tanımları yukarıda açıklanmıştır.....	52
Şekil 14. Düşük ortalama yoğunluk (D=0.2)-Bağımsız EH ve DA süreci varsayımı altında zaman ufku uzunluğuna göre UROP (DRSP) ve RR politikalarının, m/k oranı tamsayı olduğu ve olmadığı durumlarda, sonlu ve sonsuz batarya altında elde ettikleri verimi gösteren benzetim sonucu. Kısaltmaların tanımları yukarıda açıklanmıştır.....	52
Şekil 15. Yüksek yoğunluk(D=0.975)- Markov EH and DA süreci varsayımı altında zaman ufku uzunluğuna göre UROP (DRSP) ve RR politikalarının, m/k oranı tamsayı olduğu ve olmadığı durumlarda, sonlu ve sonsuz batarya altında elde ettikleri verimi gösteren benzetim sonucu. Kısaltmaların tanımları yukarıda açıklanmıştır.....	53
Şekil 16. Düşük yoğunluk(D=0.2)-Markov EH ve DA süreci varsayımı altında zaman ufku uzunluğuna göre UROP (DRSP) ve RR politikalarının, m/k oranı tamsayı olduğu ve olmadığı durumlarda, sonlu ve sonsuz batarya altında elde ettikleri verimi gösteren benzetim sonucu. Kısaltmaların tanımları yukarıda açıklanmıştır.....	53
Şekil 17. Paket Geliş Süreci için kullanılan Markov Zinciri Modeli.....	57
Şekil 18 802.11g standardında mevcut olan kanalların frekans aralıkları.....	60
Şekil 19. Rejim-2 için Anten Kazancı – Paket Başarımı .....	61
Şekil 20. Rejim-4 için Anten Kazancı – Paket başarımı .....	62
Şekil 21. Rejim-6 için Anten Kazancı – Paket Başarımı .....	63
Şekil 22. Rejim-8 için Anten Kazancı – Paket başarımı .....	64
Şekil 23. %80 paket Başarımı için Farklı Rejimlerde Kullanılması Gereken Anten Kazançları .....	65
Şekil 24. Aceleci Politakanın Enerji Harcaması – Zaman Dilimi.....	66
Şekil 25. Tembel Çizelgeleme Politikasının Enerji Harcaması – Zaman Dilimi.....	68
Şekil 26. Sabit politakanın Enerji Harcaması – Zaman Dilimi.....	70

## TABLULAR

Tablo 1. Optimal zaman dilimi ve gönderi gücü çizelgelerinin artan kullanıcı sayısına göre karşılaştırılması.....	41
Tablo 2. PTF, PRONTO ve BCD algoritmalarının çeşitli kullanıcı sayıları için eşitlik indisi (FI) bakımından karşılaştırılması.....	43
Tablo 3. Aceleci politikanın uygulama deneyinde kullanılan her rejim için elde edilen paket başarımlar oranları .....	66
Tablo 4. Aceleci politikanın hedeflenen %80 paket başarımlar oranına ulaşması için her rejimde tekrar gönderilecek paket miktarları .....	67
Tablo 5. Aceleci politikada ilk aşamada harcanan toplam enerji ve tekrar gönderimden sonra harcanmış olan toplam enerji .....	67
Tablo 6. Tembel çizelgeleme politikasının uygulama deneyinde kullanılan her rejim için elde edilen paket başarımlar oranları .....	68
Tablo 7. Tembel çizelgeleme politikasının hedeflenen %80 paket başarımlar oranına ulaşması için her rejimde tekrar gönderilecek paket miktarları.....	69
Tablo 8. Tembel çizelgeleme politikasında ilk aşamada harcanan toplam enerji ve tekrar gönderimden sonra harcanmış olan toplam enerji .....	69
Tablo 9. Sabit politikanın uygulama deneyinde kullanılan her rejim için elde edilen paket başarımlar oranları .....	71
Tablo 10. Sabit politikanın hedeflenen %80 paket başarımlar oranına ulaşması için her rejimde tekrar gönderilecek paket miktarları .....	71
Tablo 11. Sabit politikada ilk aşamada harcanan toplam enerji ve tekrar gönderimden sonra harcanmış olan toplam enerji.....	71

## ÖZET

Bu projede kablosuz ađ tasarımları için, özellikle paket çizelgeleme, bağlantı çizelgeleme, yol atama konularında özgün kuram ve teknikler geliştirilmiştir. Enerji bakımından verimlilik bu çalışmaların altında yatan en önemli amaçlardan biridir. Coğunlukla, enerji hasatı kullanan çokkullanıcıli haberleşme sistemi modelleri ele alınmıştır. Enerji hasatlı aşığıkanal, yukarıkanal problem formülasyonları kurulmuş, çevrimdışı çözümleri geliştirilmiş, bu çözümlere yakınsayan çevrimiçi algoritmalar bulunmuştur. Dışbükey optimizasyon, dinamik programlama gibi teknikler, bazı orijinal gözlem ve yöntemler ile birleştirilerek uygulanabilir algoritmalar elde edilmesi hedeflenmiştir.

Kuramsal çalışmaların yanısıra, deneysel çalışmalar da yapılmıştır. Deneysel çalışmalarda, “tembel çizelgeleme” yöntemi ilk defa olarak uygulanmıştır. Bununla birlikte, projenin kuramsal kısmının en önemli çıktılarından biri olan “Beklenen Eşik Değer” algoritması da yazılım tabanlı radyo donanımı üzerinde uygulanmıştır. Projenin deneysel kısmının diğeri bir parçası olarak, ferromanyetik objelerin tespiti, lokalizasyonu, ve takibi gerçekleştirebilen enerji-verimli bir kablosuz algılayıcı ađ (KAA) prototipi kurulmuş ve öbeklenme tabanlı enerji verimli Heed protokolünün TinyOs2 üzerinde ilk defa olarak çalıştırılmıştır.

**Anahtar Kelimeler: Çokkullanıcıli kablosuz haberleşme, enerji-verimli çizelgeleme, enerji-verimli yol atama, M2M, Eşyaların İnternet’i, ađ kuramı, kablosuz algılayıcı ađı, enerji harmanlama, manyetik algılayıcılar, karar teorisi.**

## **ABSTRACT**

The work in this project has given rise to theoretical bounds and techniques related to network aspects of communication (especially packet scheduling, link scheduling and routing) have been developed. Energy efficiency has been one of the most important themes underlying this work. In particular, energy-harvesting multi-user communication system models have been considered.

While aiming for fundamental results, a second goal of the project has been implementing some of these results. One of the achievements of the project in this aspect is to the first ever implementation of lazy scheduling. Furthermore, the “Expected Threshold” scheduling mechanism resulting from the theoretical part of the work has been realized on software defined radio. As another piece of the experimental part of the project, an energy-efficient wireless sensor network prototype that can perform object detection, localization and tracking has been implemented, which constitutes the first ever implementation in TinyOS2 of the energy-efficient, clustering-based Heed protocol.

### **Keywords:**

**Multiuser wireless communication, energy efficient scheduling, energy-efficient routing, M2M, Internet of Things, network theory, wireless sensor network, energy harvesting, magnetic sensors, decision theory.**

# 1 . GİRİŞ

Kablosuz ağlardan "herhangi bir zamanda, herhangi bir yerde" algılama, bilgi toplama ve haberleşme vaadi yıllardır beklenegelmiştir. Bu beklentiyi gerçekleştirecek güvenilir ve yeterince uzun ömürlü ağların oluşturulabilmesi için ağ düğümlerinin batarya enerjisini azami derecede verimli kullanmaları gerekmektedir. Aynı zamanda, sera gazları salınımını azaltmak bakımından da enerji verimli tasarımların önemi üst düzeydedir. Kablosuz ağlar üzerinden enerji kısıtı ve çoğu zaman heterojen yetenekler ve bilgi çeşitleri altında yeterli kalitede bilginin toplanması, dağıtılması, ve ulaştırılması konusunda varolan teknolojiler ile beklentiler arasında bir açık vardır: Örneğin, "eşyaların Interneti", de denilen geniş ölçekli makineden-makineye (M2M) ağ yapısını varolan mimarileri ölçeklendirerek gerçekleştirmek mümkün değildir.

Bilgi teorisi, yüksek performanslı noktadan noktaya haberleşme sistemleri tasarımı için sağlam bir bilimsel altyapı sunmanın yanısıra, bu sistemlerin optimale yakın pratik gerçekleştirmeleri için de kılavuzluk etmektedir. Fakat, kablosuz ağlar için ağ kapasitesine ulaşacak teknikler bir yana, kapasite kavramı bile yeterince yerleşmemiş durumdadır. Bugün kablosuz ağ mimarileri genellikle sezgisel (höristik) yöntemler üzerine kuruludur.

Bu proje, kablosuz ağ tasarımıda en güncel bilgi kuramsal sonuçları bir girdi olarak etkin biçimde kullanarak, ağ konularında (özellikle paket çizelgeleme, bağlantı çizelgeleme, yol atama) özgün kuram ve teknikler geliştirmeyi hedeflemiştir. Enerji bakımından verimlilik bu çalışmaların altında yatan en önemli amaçlardan biri olmuştur. Özellikle, ortamdaki enerji hasatı gerçekleştiren çokkullanıcılı haberleşme sistemi modelleri altında optimal paket iletimi çizelgeleme teknikleri, ve optimal yol atama algoritmaları geliştirilmiştir. Öte yandan, yüksek iletim hızı ve düşük paket gecikmesi gibi başarımların kriterleri de problem formulasyonlarının ve performans analizlerinin önemli öğeleri olmuştur.

Proje, uzun zaman geçerliliğini koruyacak temel sonuçlar elde etmeyi hedeflerken, ikinci bir odak olarak bu sonuçların bir kısmını hayata geçirmeyi amaçlamıştır.



Kuramsal çalışmalardan elde edilen çıktıların bazılarınınını kullanan ve edinilen genel anlayıştan yararlanan deneysel çalışmalar yapılmıştır. Projenin kazanımlarından biri, tembel çizelgeleme yönteminin ilk defa uygulanmasıdır. Bunun için USRP adı verilen bir yazılım tabanlı radyo düzeneğinden yararlanılmıştır. Bir başka deneysel kazanım, proje kapsamında kurulan, obje tespiti, lokalizasyonu, ve takibi gerçekleştirebilen enerji-verimli bir algılayıcı ağ prototipidir.

Literatür bölümünde özetleneceği gibi, enerji-verimli çizelgeleme (energy-efficient scheduling) üzerinde yaklaşık olarak 2001 yılından bu yana çok sayıda çalışma yapılmıştır. Fakat problem formülasyonlarının içine enerjinin veri akışı sırasında yenilendiği enerji hasatı modelinin ele alınmaya başlaması proje başlangıcı itibariyle yeni idi. Projede, enerji hasatlı çokkullanıcılı bağlantıların optimizasyonu konusunda, şimdiden literatürde atıf alan bazı sonuçlar elde edilmiş bulunmaktadır.

*Genel problem tanımı, veri paketlerinin kullanıcılara iletilmek üzere vericiye geliş zamanlarının ve enerji hasat zamanlarının rastgele olduğu çok-kullanıcılı bir haberleşme sisteminde anlık veri hızlarının, ve dolayısıyla gücün gerçek zamanlı olarak varolan veri paketleri ve enerji hasatlarının durumuna göre ayarlanmasını sağlayacak algoritmaların geliştirilmesidir.*

Bu projenin ön çalışmalarında, problem çok-kullanıcılı haberleşme sistemleri için ele alınmıştır. Bu anlamda, öncelikle, ayırık zamanlı enerji hasatı yapabilen ve enerji hasat zamanları önceden bilinen çok-kullanıcılı bir haberleşme sisteminde, her bir kullanıcıya gönderilmesi gereken belirli sayıda bit varken, iletim tamamlanma süresinin enküçültülmesi problemi incelenmiştir. Özellikle, iletim başlamadan önce gönderilecek bilginin hazır olduğu tek vericili ve iki alıcılı bir Gauss çoğagönderim kanalı düşünülmüştür. Bu problemi çözerken, optimal çizelgeleyicinin, her iki kullanıcı için iletimi aynı anda bitirdiği ve iletim sırasında her bir enerji hasatında negatif olmayan bir miktar enerjinin daha sonra kullanılmak üzere ertelendiği gözlemlenmektedir.

Problemin içinde barındırdığı yapıyı kullanarak, önceki literatürde geliştirilen yinelemeli (iterative) çevrimdışı (offline) FlowRight algoritmasının bu problemin çözümü için uyarlanması projenin kuramsal kısmının başlangıcını oluşturmaktadır, ve proje sonuçlarını içeren ilk iki yüksek lisans tezinde yer almaktadır (Antepli 2011 ve Ozcelik 2012). Sonraki aşamada bu problemin paketlerin iletim sürecinin başında

gelmiş olduğu değil de enerji hasatları gibi ayırık zamanlarda belirli miktarlarda ve önceden bilinen zamanlarda geldiği düşünülerek çözülmesi ele alınmıştır (bkz. H. Erkal'ın yüksek lisans tezi: Erkal 2013).

Problem sönümlenmeli kanala genişletilmiş ve özellikle B. Tan Bacinoğlu'nun yüksek lisans tezinde yer alan çalışmalarda, pratik sistemlere daha uygun olarak hız ve güç değerlerinin sonlu bir küme içerisinde seçildiği durumda, çevrimiçi (online) çözümler dinamik programlama tekniği kullanılarak doğrudan geliştirilmiştir (Bacinoğlu 2013).

Yukarıda anlatılan çalışmaların gerçek hayata uyarlanabilir olması amacıyla bahsedilen problemleri mümkünse optimal, yahut optimale yakın çözebilen online algoritmaların geliştirilmesi ile ilgili çalışmalar yapılmıştır. Ancak, enerji hasatı gerçekleştiren üreticilerin yeni gelişmekte olan teknolojiler olması, ve halihazırda bulunan kablosuz alıcı verici kartlarının pratik kısıtları, bu algoritmaların tam olarak deneysel uygulanmasını olası kılmamaktadır. Bu nedenle, proje önerisinde yalnızca “tembel çizelgeleme” denilen, uyarlamalı iletimin deneysel uygulanması hedeflenmiştir. Bu deneysel uygulamada, vericinin çıkışındaki hız ve güç, trafik durumuna göre uyarlanmaktadır. Enerjideki değişimleri de sanal olarak (enerji durumunun değiştiğini varsayarak) bu deneysel uygulamanın içerisine katabilmekteyiz, ve bu şekilde, aşağıda anlatılacağı gibi, (Bacinoğlu 2013)'de önerilen Beklenen Eşik Değeri çizelgeleme algoritması deney ile benzetimin birleştiği bir düzende uygulanabilmiştir.

Son olarak, projenin kuramsal kısmı ile doğrudan bağlantılı olmayan bir Kablosuz Algılayıcı Ağı test düzeneği geliştirilmiştir. Bu düzeneğin amacı, şu an var olan enerji verimli almaç-göndermeç ve entegre sistem teknolojisi (MicaZ düğümleri) üzerine gerekli olan tüm ağ protokol yazılımını ve algılamaya yönelik sinyal işleme algoritmalarını gerçekleyerek, bir kablosuz algılayıcı ağının gerçekçi ve pratik problemlerini incelemektir. Literatürde manyetik algılayıcılar üzerine çok az veri olduğundan, bu yöne gidilmiştir. Sonuçlar aşağıdaki bölümlerde özetlenmektedir. İlk olarak, ilgili literatürün özeti ile başlanılacaktır.

## 2 . LİTERATÜR ÖZETİ

Enerji-verimli Çizelgeleme (Energy-efficient Scheduling) üzerine yapılan çalışmaların yaklaşık olarak 15 yıllık bir geçmişi vardır. Örneğin (Uysal-Bıyıkođlu vd. 2001), veri paketlerini belirli bir zaman kısıtı altında hedefe ulařtırırken kullanılan enerjii minimize etme problemini inceler ve “Tembel Çizelgeleme” algoritmasını sunar. Bu algortima zaman sınır ve nedensellik (causality) kısıtlarına bađlı olarak, yani, bütün paketlerin zaman sınırından önce gönderilmiş olması ve henüz gelmemiş olan paketlerin gönderilmeye çalışılmaması, ile iletilecek bütün paketlerin iletim süresini olabildiğince eşitlemektedir. Benzer bir sistemde (Modiano vd. 2004), paket bazında sınır kısıtları altında enerji enküçültme problemini çözmek için özgün bir kalkülüs yöntemi sunmaktadır. (Berry vd. 2002), zamanla deđişen kanallarda, toplam iletim enerjisini enküçülterek gecikme kısıtlı veri iletimini incelemiştir. Dinamik programlama formülasyonları sunmakta ve kanal kazancının zamanla stokastik olarak deđiřtiđi durum için optimalite şartlarını belirlemektedir. (Uysal-Bıyıkođlu vd. 2002), sönümlenmeli bir kanalda, paket bazında gecikme kısıtı altında enerji verimli paket iletimini incelemiştir ve optimal offline çizelgelemeyi bulmak için özyineli (recursive) bir algoritma geliřtirmiştir. Bahsedilen optimal offline çizelgeleyici, deadline ve causality kısıtları altında enerji-hız türev fonksiyonunu mümkün olduğunca eşitlemektedir. (Uysal-Bıyıkođlu vd. 2004)’de enerji enküçültme problemi Gauss ve sönümlenmeli çođağönderim ve tümegönderim kanallar için zaman sınır kısıtı altında çözülmektedir. Bütün kanal modelleri için problemler dıřbükey eniyileme problemi olarak formüle edilmekte ve geliřtirilen iteratif bir algoritma, “FlowRight”, ile offline optimal çizelgeler bulunmaktadır. Ayrıca problemin gerçek hayattaki uygulamaları için sezgisel online bir algoritma da sunulmaktadır.

Gauss haberleşme kanalında noktadan noktaya haberleşme yapabilen *enerji hasatlı* bir sistemde iletim süresinin enküçültülmesi amacıyla optimal paket çizelgelemesi problemi, bütün paketlerin iletim sürecinin başında gelmiş olduğu farzedilerek, ve enerji hasatlarının ayırık zamanlarda belirli miktarlarda ve önceden bilinen zamanlarda geldiđi düşünülerek çözülmüştür (Yang ve Ulukuş 2010). Çalışmanın devamında, veri paketlerinin de enerji hasatları gibi ayırık zamanlarda belirli miktarlarda ve önceden bilinen zamanlarda oluřtuđu düşünülerek kurulan problemin çözümlü belirtilmiştir. Bu problemin sönümlenmeli kanallar için de formüle edilmesi ve

özölmesi 2011-2013 yıllarında eşitli alıřmalarda ele alınmıřtır (Chen vd. 2011, Tütüncüođlu ve Yener 2012, Gündüz vd. 2014).

İlk olarak 2001 yılında ortaya konulan (Uysal-Bıyıkıođlu vd. 2001) *tembel izelgeleme* kavramı, uyarlamalı kodlamayı, yani vericinin paket kodlama hızını zamanla deđiřtirmesini ierir. Bu deđiřimler, kuyrukta bekleyen paket sayısını bilen bir izelgeye (schedule) göre yapılır. Tembel izelgeleme, bilgimiz dahilinde ilk olarak bu projede deneysel olarak uygulanmıřtır. Bu tür bir uyarlamalı iletimin kuramsal olarak gösterilmiř yararına rađmen pratik uygulamaya gememesinin en önemli nedenleri, varolan güç yükselteleriyle pratikte hızlı bir biçimde ıkıř gücü deđiřimi yapmanın kolay olmaması, ve veri arabelleđi bilgisinin fiziksel katman algoritmalarına yansıtılmasının pratik zorluđudur. Proje yürütücüsünün 2001 yılında CC1000 adlı RF tümdevresi ile yapmıř olduđu alıřmalarda, kısa mesafede alıřmak iin tasarlanmıř enerji verimli bir ip olan CC1000'de kod hızı (ve ıkıř gücü) deđiřtirilerek kazanılacak enerji, aktif kalmak iin düzenli olarak ekmekte olduđu akım sebebiyle harcanan güç yanında çok önemli olmamaktaydı.

Ancak, 100 metre ve daha uzun mesafeli RF haberleřmesinde, günümüz teknolojisindeki entegre sistemler ile tembel izelgelemenin yararlı bir biçimde uygulanabileceđini düşünmekteyiz. Bu amaçla proje kapsamında uygun bir RF haberleřme tümdevresi arařtırılmıř, ve bulunan tümdevre üzerinde uygun kodlar ile önce uyarlamalı kodlama denenerek daha sonra kuyruk durumuna göre yapılan izelgelemeden alınan bilgi ile uyarlamalı kodlama alıřtırılmıřtır. Bu anlamda literatürdeki bir aıđı kapatmakta olduđunu düşündüđümüz alıřmanın sonuçları, yayınlanmak üzere bir bildiri halinde hazırlanmaktadır (Utu vd. 2014).

Proje kapsamında ele alınan yukarıkanal izelgeleme alıřmasında, bir füzyon merkezi (FM) ve onun evresinde m tane düđümün bulunduđu tek atlamalı bir Kablosuz Algılayıcı Ađı (KAA) incelenmektedir. FM, her ayrıık zaman diliminde etrafındaki m düđümden k tanesini seerek (izelgeleyerek) bu düđümlerden veri paketi toplamaya alıřmaktadır. Her düđümün elde ettiđi enerjiyi depolayabilmek iin bataryası bulunmaktadır. oklu eriřimin hatasız olduđu ve sönümlenmenin olmadıđı kabülleri yapılmıřtır. Her ayrıık zaman diliminde, izelgelenen (yani o erevenin o zaman diliminde veri gönderimi yapmak üzere seilen) her düđüm, iletim kanallarından birine atanmaktadır. Eđer izelgelenen bir düđümün bir veri paketi

yollamaya yeterli enerjisi varsa o zaman dilimi boyunca bir paket yollayabilmektedir; yoksa, hiç paket yollayamamaktadır. FM'nin amacı, veri hacmini enyükseltmektir.

Uygulamada, FM düğümlerin anlık batarya durumlarına bazı ek bedelle (cost) (geri besleme gibi) ve hesaplama karmaşıklığı ile ulaşabilecektir. Uygulamada, FM'nin düğümlerin bataryaların anlık durumlarını ya da istatistikleri bilmeden düğümleri çizelgelemesi problemi daha ilginç kılmakla birlikte problemi çok zorlaştırmaktadır. Neyse ki, bu raporda özetlenecek araştırma sonuçlarımızın gösterdiği üzere, bu bilgi eksikliğinin performans üzerine etkisi çok küçüktür. FM'nin sadece önceki iletim denemelerinin sonucunu bilerek neredeyse her şeyi bilen (omniscient) bir çizelgeleyici kadar verimli çizelgeleme yapabildiğini raporun sonraki kısımlarında gözlemleyeceğiz.

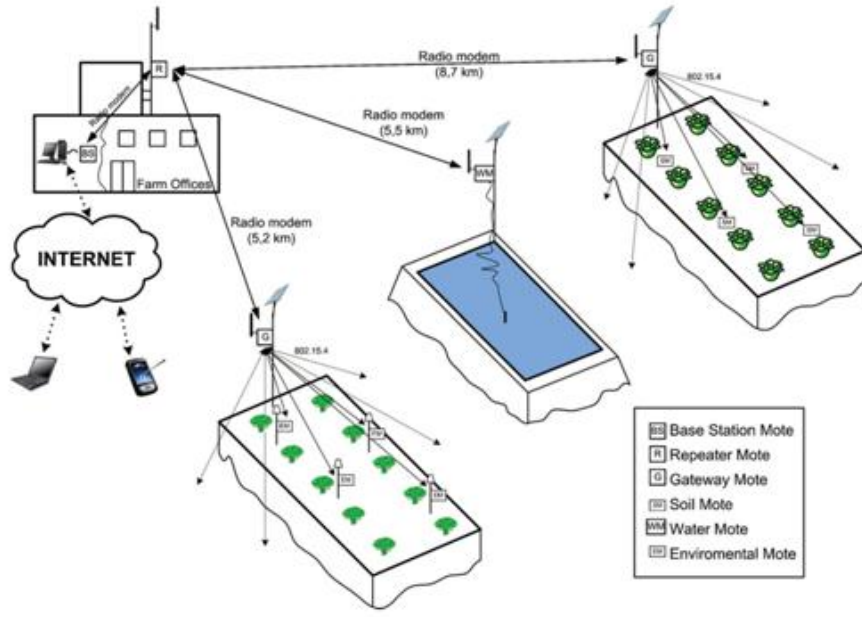
Literatürde eldeki çizelgeleme problemine en yakın çalışmalar, (Blasco vd. 2013), (Iannello vd. 2012) ve (Iannello ve Simeone 2013)'de çalışılan çizelgeleme problemleridir. (Blasco vd. 2013) ve (Iannello vd. 2012)'de düğümler için sırasıyla bataryasız ve birim boyutta bataryalı kabülleri ve (Iannello ve Simeone 2013) birim boyutta veri arabelleği kabulü yapılarak benzer çizelgeleme problemleri inceleniyor. (Blasco vd. 2013), (Iannello vd. 2012) ve (Iannello ve Simeone 2013)'de çizelgeleme problemleri, gelecek yerine sadece anlık ödüle odaklanan kısmi gözlemlenebilir Markov Karar Süreci olarak formüle edilmiştir.

(Iannello vd. 2012)'de birim kapasiteli EH iletim düğümleri ve çok sunuculu bir merkez algılayıcı düğümünden oluşan tek atlamalı bir kablosuz algılayıcı ağı, bir Erinçsiz Çok Kollu Haydut (Restless Multi-Armed Bandit) problemi olarak ele alınmıştır. Whittle index politikasının Erinçsiz Çok Kollu Haydut problemi için genel olarak eniyi altı olmasına (Gittins 2013) rağmen, EH süreci üzerine belli kabüller yaparak belli durumlarda eniyi çözümü yakaladığı kanıtlanmıştır. (Iannello vd. 2012)'de KAA'da her düğümün birim kapasiteli bataryaya sahip olması ve  $m/k$ 'in tam sayı olması kabulü altında Çevrim Sıra temelli miyop politikanın eniyi çözümü sağladığı kanıtlanmıştır. (Blasco vd. 2013)'de problem kısmi gözlemlenebilir Markov Karar Süreci olarak formüle edilmiş ve miyop politikanın takip eden iki özel durum için eniyi çözümü yakaladığı kanıtlanmıştır: 1) Düğümlerin aynı anda hem enerji harmanlayıp hem de iletim yapamaması ve EH süreç geçiş olasılıklarının çizelgeleme kararlarından etkilenmesi ve 2) düğümlerin hiç bataryaya sahip olmaması. (Iannello ve Simeone 2013)'de ise  $k$  tane sunucusu olan bir merkez çizelgeleyicinin  $m$  tane düğümü her düğümün birim kapasiteli veri arabelleğine sahip

olması ve  $m/k$ 'in tam sayı olması kabülü altında Çevrim Sıra temelli miyop politikayı kullanarak eniyi biçimde çizeleleyebildiği kanıtlanmıştır. (Blasco vd. 2013), (Iannello vd. 2012) ve (Iannello ve Simeone 2013)'de önerilen miyop politikalar, bir çeşit Çevrim Sıra temelli politikalar olduğu için,  $p = m/k$  'nin tam sayı olması kabülü önemlidir. ( $p$  aynı zamanda bu probleme uygulanan Çevrim Sıralı politikaların periyodudur.). Fakat bu kabüller gerçek hayattaki uygulamalar için oldukça kısıtlayıcıdır.

Aşağıdaki bölümlerde anlatılacak çalışmalarımızda, her düğümün sonsuz kapasitede bataryaya ve arabelleğe sahip olduğu kabülü yapılarak, rastgele olmayan (deterministik) bir bakış açısıyla eniyiye yakın çizeleme politikası olan Düzgünleştiren Rastgele Sıralayan Politika (DRSP) bu çizeleme probleminin çözümü için önerilmiştir. Algılayıcıların makul seviyede sonlu kapasitede bataryaya ve arabelleğe sahip olduğu durumda da DRSP'nin veriminin neredeyse sonsuz kapasiteli batarya kabülü yapıldığı durumdaki verimle aynı olduğu benzetim sonuçlarında gösterilmiştir. Ayrıca ufuk uzunluğu (horizon length) arttıkça, DRSP'nin veriminin en genel enerji hasat ve veri geliş süreci için asimptotik olarak %100'e ulaştığı da kanıtlanmıştır. (Blasco vd. 2013), (Iannello vd. 2012) ve (Iannello ve Simeone 2013)'de'deki miyop politikalarla karşılaştırıldığında, DRSP'nin  $m/k$ 'nin tam sayı olmadığı durumda bile eniyiye yakın performansı garanti ettiği anlaşılmaktadır. Bu sonuçlar aşağıdaki bölümlerde anlatılacaktır.

Bu bölümün son konusu olarak, Kablosuz Algılayıcı Ağlar (KAA) konusundaki ilgili literatürden bahsedilecektir. KAALAR, hızlı kurulum, işbirlikçi algılama ve otonom çalışma özellikleri sayesinde; zehirli gaz salınımı kontrolü (Somov vd., 2012), yapı (bina, köprü, vs.) sağlığı (Ling vd., 2009), tarım (Riquelme vd., 2009), hayvan davranışları gözleme ve yaşam alanı görüntüleme (Zviedris vd., 2010) gibi birçok endüstriyel uygulamaya olanak sağlamaktadır. KAA'lar uzun süreler boyunca, ulaşılması zor yerlerde ve zorlu koşullarda çalışmalıdır. Örnek bir tarım uygulaması (Riquelme vd., 2009), için çizilmiş olan Şekil 1'de görüldüğü üzere, birçok KAA uygulamasında, büyük alanlar her biri farklı parametreler ve bölgeler görüntüleyen birçok kablosuz algılayıcı ağ içermektedir. Bu ağlar, geçit düğümleri aracılığıyla, stratejik kararların alındığı daha güçlü bir bilgisayara sahip uzak bir merkezi ofisteki baz istasyonuna (Bİ) bilgi göndermektedir. Bu bilgisayar sayesinde, baz istasyonu düzenli olarak ağ topolojisini hesaplamakta ve belli ağ detaylarını/komutlarını geçit düğümlerine yayınlamaktadır.



Şekil 1. Kablosuz algılayıcı ağlara yönelik bir tarım uygulaması örneği (Riquelme vd., 2009).

Son yıllarda ortaya çıkan enerji hasatı (energy harvesting) teknikleri, batarya-bağımlı düğümler kullanan ağlara kıyasla çok daha uzun ömürlü olan ve daha az denetim gerektiren, yeni nesil enerji verimli kablosuz algılayıcı ağların geliştirilmesine olanak sağlamıştır. Günümüzde enerji hasatında en yaygın enerji çeşidi, diğer kaynaklara oranla daha yüksek güç yoğunluğu sağlaması ve kolay bulunur olması sebebiyle, Güneş enerjisidir (Noh vd., 2009).

Kablosuz algılayıcı ağlarda enerji-verimli yol-atama problemi literatürde iki farklı dışbükey eniyileme problemi olarak ele alınmıştır. Birincisinde amaç, ağ genelinde kullanılan toplam enerjinin enküçültülmesi sağlayacak paket yollarının (route) bulunmasıdır (Xiao vd. 2004, Cui vd. 2005). İkincisinde ise problem, belirli bir yol-atama varken ağın ömrü, ağdaki algılayıcı düğümlerinden enerjisini ilk olarak tüketecek düğümün ömrü kadar düşünülmüş ve problem bu ömrü enbüyütme problemi olarak ifade edilmiştir (Madan vd. 2006.) İlk problem formülasyonunda algılayıcıların kalan batarya enerjileri dikkate alınmamakta, bu nedenle problemin çözümünde elde edilen yol-atama ile batarya enerjisi en az kalan düğüme yüklenme durumu ve dolayısıyla ağda kopukluk oluşabilmektedir.

Özellikle, ağaç yapılı merkezi algılayıcı ağlarında bu durum merkeze en yakın olan düğümlere en fazla yüklenilmesi sonucunu doğurmakta ve bu düğümlerin batarya enerjilerinin bitmesi neticesinde merkez ile kopukluk oluşabilmektedir. İkinci problem

formülasyonunda ise daha düşük batarya enerjili düğümlere yüklenmemek için uzun rotalar seçilebilmekte, bu durum büyük bir ağda veri iletimi gecikmelerine sebep olabilmektedir. Ayrıca literatürdeki problem formülasyonlarında sunulan problem değişkenlerinin, nümerik hassasiyetler açısından gerçek hayattaki paket tabanlı radyolarda uygulanması mümkün olmamaktadır. Bu konudaki literatür Canay Özkan'ın tezinde incelenerek, halihazırda gerçekleştirilmeye uygun protokoller arasında en dengeli enerji tüketimini ve en uzun ağ ömrünü sağlayacak protokol olarak kümelenme bazlı (clustering based) Heed protokolü seçilmiş ve KAA test düzeneğimiz üzerinde gerçekleştirilmiştir.

Algılayıcı ağları kullanılarak ferromanyetik hedef tespit ve takibi konusunda yapılan çalışmalar oldukça yenidir. Manyetik algılayıcıların, radar gibi radyo dalgaları kullanan algılayıcıların aksine, pasif olması, gölgeleme ve çokyollu sönümleme gibi faktörlerden etkilenmemesi, bu alandaki çalışmalarını cazip hale getirmektedir. Fakat, genel olarak çalışmalar oldukça sınırlı çerçevede ele alınmıştır. Sivil amaçlı olarak trafik gözetleme alanında yapılan bazı uygulamalar mevcuttur. Bu uygulamalarda manyetik algılayıcılar kullanılarak kısıtlı bir hareket düzleminde araçların tespiti yapılmaktadır (Cheung vd. 2004, Boda 2007). Hava alanları için trafik kontrolü amaçlı gerçekleştirilen bir sistem (Dimitropoulos 2006) mevcuttur. Bunu yanısıra askeri amaçlı olarak güvenlik ihlali tespiti yapılması da incelenmiştir (Arora vd. 2004).

Öncelikle ferromanyetik hedefin modellenmesi konusunda yapılan çalışmalarda, hedefin, manyetik dipole moment olarak modellenmesi önerilmiştir (Sheinker vd. 2007) Bu durum hedefin manyetik dipole moment parametrelerinin kestirilmesini gerektirmektedir. Bu sayede hedefin sinyal modeli doğru bir şekilde oluşturulabilmektedir. Fakat, özellikle araçlar için, hedefin yapısına bağlı olarak birden fazla manyetik dipole momentin vektörel toplamı olarak modellenmesi daha uygun gözekmektedir. Bunun yanısıra algılayıcıların kalibrasyonu, tamamen birbirinin eşi olmamalarından kaynaklanan farklılıkların da göz önünde bulundurulması, ve parametrelerinin doğru kestirilmesi de gerekmektedir (Farrell vd. 2007).

Dağıtık hedef tespit ve takibi yakın zamanda oldukça fazla dikkat çekmektedir. Genel anlamda algılayıcı ağlarında hedef tespit, takip ve sınıflandırılması (Li vd. 2002)'de incelenmiştir. Hedef lokalizasyonu konusunda doğrusal olmayan manyetik sinyal modeli nedeniyle lokalizasyon problemi "En düşük kareler" metodu kullanılarak incelenmiştir (Sheinker vd. 2007). Hedef takibi için yapılan çalışmalar işbirlikçi sinyal işleme, Kalman filtresi ve doğrusal olmayan sistem ve Gauss olmayan gürültü



modelleri için önerilen Partikül filtresi temellidir (Brooks vd. 2003, Liu vd. 2002, Zhao vd. 2002).

Yukarıda özetlenen genişçe bir literatür alanındaki çeşitli boşlukları doldurmakta olan araştırmalarımızda kullanılmış olan yöntemler, aşağıdaki bölümde anlatılmaktadır.

### 3 . GEREÇ VE YÖNTEM

Proje süresince, kuramsal ve deneysel çalışmalar iki ayrı koldan yürütülmüştür.

Kuramsal çalışmaları gereç ve yöntemler bakımından üç başlık altında toplayabiliriz:

(3.1) Dışbükey Optimizasyon Yöntemleri Kullanılan Çalışmalar: Bu çalışmalar, genel olarak Enerji Hasatlı (EH) Çokkullanıcılı Bağlantılar için Çevrimdışı Optimizasyonu konu almıştır. EH Sürecinin Kestirimini Kullanarak Çevrimiçi Çözüm Elde edilmiştir.

(3.2) Rastsal EH Modeli Altında Dinamik Programlama ile Optimal Çevrimiçi Çözüm Geliştirme Çalışmaları: Beklenen Eşik Değer Algoritmasının Geliştirilmesi bu yaklaşım ile gerçekleşmiştir.

(3.3) Sezgisel Çevrimiçi Politikalar Geliştirilmesi: Enerji Hasatlı KAA Yukarıkanalında Veri Birleştime için Kolay Uygulanabilir Çevrimiçi Çizelgeleme konusundaki çalışmalar sezgisel olarak geliştirilen DRSP algoritmasının başarımı üzerinde üst ve alt sınırlar gösterilmesi yöntemini izlemiştir.

Deneysel çalışmalar da iki başlık altında toplanabilir:

(3.4) USRP üzerinde yapılan uygulamalar: Beklenen Eşik Değer Algoritmasının ve Tembel Çizelgelemenin Deneysel Uygulaması, USRP donanımı üzerinde 802.11g standardı kodları kullanılarak gerçekleştirilmiştir.

(3.5) Kablosuz Algılayıcı Ağı Test Düzeneği: MicaZ mote ismi verilen KAA cihazlarını kullanan test düzeneği üzerinde, çoğunlukla Ferromanyetik algılayıcılar kullanılmış, algılama için sinyal işleme algoritmaları ve öbeklenmeye dayalı bir protokolün gömülü yazılım uygulaması gerçekleştirilmiştir.

Bu bölümün devamında yukarıdaki alt başlıklar altında ayrıntılar sunulacaktır.

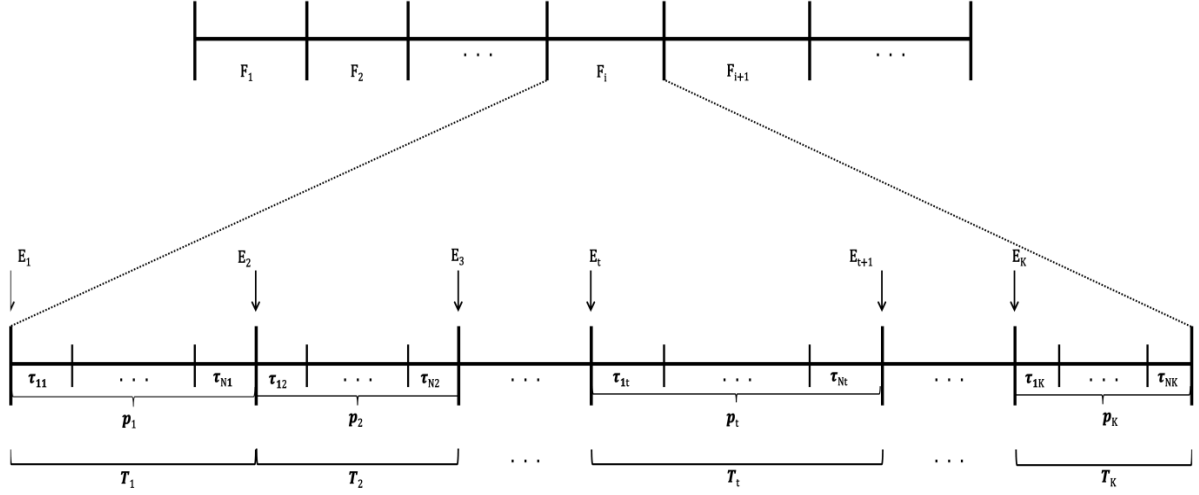
### 3.1 Enerji Hasatlı Çokkullanıcılı Haberleşme Kanallarında Dışbükey Optimizasyon Tekniklerinin Uygulanması

Enerji verimli paket iletim problemi, miktarları ve iletim zamanları önceden bilinen paketlere veri hızlarını ve karşılık gelen iletim sürelerini atamak olarak tanımlanmaktadır. [Uysal-Bıyıkoglu, 2002] Çevreden topladığı (harmanladığı) enerji ile çalışan alıcı-verici sistemlerinin literatüre girmesiyle birlikte, bu problem yeniden düzenlenerek, miktarları ve kullanıma hazır duruma gelme zamanları bilinen enerji paketlerinin eldeki verileri en kısa sürede iletmek için nasıl bir çizelgeye göre harcanması gerektiği problemine dönüştürülmüştür. İlk olarak noktadan noktaya haberleşme için problem incelenerek, optimum çözümün nasıl olması gerektiği araştırılmıştır. [Yang, 2010] Sonsuz büyüklükte bir batarya varsayımı ile problem enerji ve veri paket varışlarının anlık olacağı ve bu paketlerin varış süreleri ile birlikte kullanıma hazır olacakları şeklinde modellenerek çözülmüştür.

Çizelgeleme periyodu olarak adlandırılan bir süre boyunca, bir **güneş paneli ile** şarj edilen bir batarya ile beslenen bir Baz İstasyonu (Bİ)'den  $N$  farklı geçit düğümüne gönderilecek gönderilerin,  $W$  Hz sabit bant genişliği üzerinde zaman-paylaşımlı bir biçimde düzenlendiği bir çizelgeleme problemi tasarlanmıştır.

Problemde, tüm geçit düğümleri için sabit gürültü izgel güç yoğunluğu,  $N_0$ , varsayılmaktadır. Bİ ile  $n$ 'inci geçit düğümü arasındaki kanal kazanımı,  $g_n$ , uzun zaman ortalamalı bir kazanım olarak düşünülmüş ve dolayısıyla, bir çizelgeleme periyodu boyunca sabit olduğu kabul edilmiştir. Yapılan çalışmada, bu çizelgeleme periyodu'nun zaman dilimi (ZD) adı verilen,  $T$  uzunluğundaki,  $K$  tane zaman penceresine bölüdüğü ve her ZD başında harmanlanan enerjinin Bİ'ye verildiği düşünülmüştür. Amaç; ZD'ler boyunca atanacak, ve veri akışını orantısal-adil bir şekilde enbüyütecek optimal ZD atamalarını ve iletim gücü değerlerini bulmaktır.

İzlenen yöntem, öncelikle dışbükey optimizasyon yöntemleri kullanarak problemin çevrimdışı (yani EH sürecini önceden bildiği kabul edilen) optimal çözümünü elde etmek, daha sonra bu çözümleri çevrimiçi kullanılabilir hale getirmek için EH sürecini kestirmektir.



**Şekil 2. Ardarda gelen zaman çerçeveleri ve temsili bir çerçevenin içindeki enerji hasatlarını ve güç ve zaman atamalarını gösterecek biçimde açılmış hali.**

### Çevrimdışı Problemlerle İlgili Varsayımlar:

- Bir göndericinin  $N$  tane kullanıcıya gönderi yapabileceği bir ağ düşünülmüştür.
- Bu ağda belli bir çizelgeleme periyodu (frame  $F$ ) dahilindeki zaman, Şekil 1'de görüldüğü gibi,  $K$  zaman aralığına ( $T_t, t = 1, \dots, K$ ) bölünmüş ve her bir zaman aralığı "zaman dilimi" olarak isimlendirilmiştir.
- Her zaman aralığı,  $T_t$ , başlangıcında  $E_t$  kadar enerji çevreden harmanlanmaktadır. Problemin "offline" (önceden bilinen) doğası gereği her çizelgeleme periyodu öncesi o çizelgeleme periyodundaki enerji harmanlarının zamanları ve miktarları önceden bilinmektedir.
- Gönderici, aynı zaman diliminde farklı kullanıcılara yapacağı gönderiler için sabit güç kullanmaktadır.
- Kullanıcı  $n$  için kanal kazanımı,  $g_n$ , çizelgeleme periyodu boyunca ( $K$  zaman aralığı sonuna kadar) sabit kalmaktadır.
- Göndericinin sahip olduğu bant genişliği  $W$  ile gösterilmektedir.
- $N_o$  gürültünün (veya parazit) güç yoğunluğunu temsil etmektedir.
- Son olarak,  $\tau_{nt}$  ve  $p_t$  sırasıyla  $n$ 'inci kullanıcıya  $t$ 'inci zaman aralığında ayrılan süreyi ve  $t$ 'inci zaman aralığında atanan gücü simgelemektedir.

Bu varsayımlar kullanılarak problem bir eniyileme (optimizasyon) problemi olarak aşağıdaki gibi ifade edilebilir:

### Aşğıkanal Adil Çizelgeleme Problemi:

**Enbüyüt:**  $U(\bar{\tau}, \bar{p}) = \sum_{n=1}^N \log_2 \left( \sum_{t=1}^K \tau_{nt} W \log_2 \left( 1 + \frac{g_n p_t}{N_o W} \right) \right)$

**Kısıtlar:**

$$(1) \tau_{nt} \geq 0, p_t \geq 0$$

$$(2) \sum_{n=1}^N \tau_{nt} = T_t, \quad \sum_{t=1}^K \tau_{nt} \geq \varepsilon$$

$$(3) \sum_{i=1}^t p_i T_i \leq \sum_{i=1}^t E_i$$

$$\forall t = 1, \dots, K \text{ ve } \forall n = 1, \dots, N$$

Bu problemin çözümü, elde edilen sonuçlar, ve algoritmanın kestirim ile çevrimiçi hale getirilmesi aşağıda “Bulgular” bölümünde anlatılmaktadır.

### 3.2 Dinamik Programlama Tekniğinin Enerji Hasatlı “Tembel Çizelgeleme” Problemine Uygulanması

Değişken uzunluklarda veri paketleri alan ve bu paketleri sonlu bir zaman aralığında göndermesi gereken bir ağ düğümünü ele alalım. Bu düğüm, elindeki paketleri noktadan noktaya bir haberleşme bağlantısı üzerinden veri aktarım hızını değiştirerek aktarabilir. Paketlerin aktarıldığı sonlu zaman aralığını zaman dilimlerine böldüğümüzü düşünelim. Zaman dilimini, aktarıcı düğümün aktarım hızını değiştirebildiği en kısa zaman aralığı olarak tanımlayalım. Düğümün bir zaman diliminde harcadığı enerji,  $r$  aktarım hızını seçtiğinde ve elinde bulunan veri miktarı  $b$  bit kadar olduğunda  $w(b, r)$  ile hesaplanır.

$$w(b, r) = e(r) \min \left( \frac{b}{r}, 1 \right)$$

burada  $e(r)$  fonksiyonun konveks bir fonksiyonu olduğu varsayılacaktır (Shannon kapasitesi ile ve hemen her gerçek kodlama tekniği ile uyusmaktadır.)

Gelen paketlerin ayrık zamanlı bir Markov zincirine uygun bir geliş süreci ile düğüme ulaştığını varsayalım. Paket numarası  $i$  olduğunda, gelen paketin uzunluğu  $l_i$  olsun. Markov süreci düşünüldüğünde sistemin durumu  $(b, l_i)$  vektörü ile tanımlanabilir.

Çevrimiçi tembel çizelgeleme problemi, sonlu zaman ufkunda beklenen enerji harcamasının enküçültülmesini amaçlamıştır. Ancak alınan verilerin hepsinin sonlu zaman ufkunda gönderilmesi sağlanamaması olası olduğundan elde kalan verilerin bir enerji pahası vardır.

Sonlu zaman ufkunun sonuna kadar kalan zaman dilimi sayısı  $n$  ve sistem durumu  $(b, l_i)$  olduğunda kalan zaman dilimlerinde beklenen en az toplam enerji harcaması  $J_n(b, l_i)$  olsun. Bu şekilde, problem dinamik programlama denklemi kullanılarak formüle edilebilir.

$$J_{(n+1)}(b, l_i) = \min_r \left[ w(b, r) + \sum_j A_{ij} J_n((b-r)^+ + l_j, l_j) \right]$$

Dinamik programa denklemini enküçültlen aktarım hızı  $r_n^{\text{star}}$  değerleri de problemin optimal çözümü için seçilen hız değerleridir ve geriye yönelik tümevarım ile bulunur.

$$r_{(n+1)}^*(b, l_i) = \operatorname{argmin}_r [w(b, r) + \sum_j A_{ij} J_n((b-r)^+ + l_j, l_j)]$$

$J_0(b, l_i)$  fonksiyonu düğümün  $b$  kadar veriyi elinde tutmasının pahasını belirtir. Bu fonksiyon aşağıdaki gibi de tanımlanabilir.

$$J_0(b, l_i) = C(b - l_i)$$

burada  $C(b)$ ,  $b$  ile artan ve sıfırdan geçen herhangi bir paha fonksiyonudur.

Böylece son zaman diliminden gelen paketin uzunluğundan bağımsız olarak çizelgeleme pahaya göre ayarlanabilir.

Pratik sistemlerde, aktarım hızları sınırlıdır ve bunu modellemek için, aktarım hızlarının ayırık bir kümeden seçildiği varsayılabilir. Böyle bir V kümesinin aktarım hızlarının kümesi olduğunu varsayalım.

Önerilen dinamik programlama formülasyonu geriye dönük tümevarım kullanarak bir eniyi çözüm sunuyor. Ancak bu çözüm sistem durumları sayına göre üstel olarak artan yüksek hesaplama yüküne sahiptir. Dahası, bu hesaplama için gereken fazla enerji miktarı tasarruf edilen enerji miktarını aşabilir. Bu yüzden, daha düşük hesaplama yükü ile ulaşılabilen eniyi-altı (suboptimal) ama verimli aktarım politikaları düşünülebilir.

### **3.2.1 Optimal Çözüm ve Beklenen Eşik Değer Yöntemi**

Bu bölümde, düşük hesaplama yüküne sahip bazı eniyi-altı aktarım politikaları tanımlanacaktır. Bunlardan Beklenen Eşik Değeri Tembel Çizelgeleme politikası haricinde olanları apaçık eniyi-altı çözümler olup daha çok karşılaştırma amacıyla tanımlanmaktadır.

#### **En Tembel Çizelgeleme Politikası**

Aktarım hızını değiştirmeyen en basit politikalardan biri, en tembel çizelgeleme, yani aktarımın iletim boyunca seçilebilecek en düşük aktarım hızı ile yapılmasıdır. En düşük aktarım hızı, veri başına en az enerji kullanan aktarım hızı olduğundan beklenebilir ki bu politika paha fonksiyonunun değerleri düştükçe eniyi politikaya yaklaşır.

#### **En Aceleci Çizelgeleme Politikası**

Aktarım hızını değiştirmeyen bir diğer basit politika ise en tembel çizelgeleme politikasının tersi olan, en aceleci çizelgeleme, yani aktarımın iletim boyunca seçilebilecek en yüksek aktarım hızı ile yapılmasıdır. Bu politika, paket gecikmelerini ve aktarım zaman aralığı sonunda biriken veri miktarını en aza indirir ve böylece paha fonksiyonu dolayısıyla oluşan enerji giderini en-düşürür. Ancak en yüksek aktarım hızı veri başına en çok enerjiyi kullandığı için bu politika genelde yani paket trafiğinin aşırı yoğun olmadığı zamanlarda verimsizdir.

### **Aceleci Çizelgeleme Politikası**

Basit bir aktarım hızı deęiřtiren politika ise en aceleci çizelgeleme politikası geliřtirilerek elde edilebilir. Bu politikaya aceleci çizelgeleme politikası diyelim.

Eęer biriken veri miktarı, en yüksek aktarım hızı ile bir zaman diliminde gönderilebilecek veri miktarından az ise en yüksek aktarım hızı ile aktarım zaman dilimi aralıęında kesilecek ve aynı miktarda veri daha düşük bir aktarım hızı ile daha az enerji kullanılarak aynı zaman diliminde iletilebileceęi için bu durumda en yüksek aktarım hızı ile aktarım verimsiz olacaktır. Bunun yerine aceleci çizelgeleme politikası her zaman dilimi için biriken veriyi bitirmeyen en yüksek aktarım hızını seęer. Bu aktarım hızının veri arabelleęine göre deęiřtirilmesini gerektirir.

### **Beklenen Eřik Deęeri Tembel Çizelgeleme Politikası (BED)**

En-iyi aktarım hızları iletim zaman aralıęı boyunca gelen paketlere baęlı olan deęiřkenler olarak tanımlanabilir. Paketlerin geliř zamanları ve uzunlukları bilindięi durumda en-iyi aktarım hızları "Stretched String" (Gergin İp) adlı çevrimdışı yöntem ile bulunabilir. Bu metodu uygulayabilmek için paha fonksiyonun ařaęıdaki gibi olduęunu varsayalım:

$$C(b) = \alpha e(b/\alpha)$$

Paha fonksiyonun bu biçimde olduęu varsayımı iletim zaman aralıęının bitiminden hemen sonra veri arabellięinde biriken verinin,  $\alpha$  kadar bir süre ięerisinde  $b/\alpha$  sabit aktarım hızı ile gönderilerek bitirildięi duruma denktir. Bu řekilde aktarım zaman aralıęının  $\alpha$  kadar uzatıldıęı varsayılabilir. Bu durumda, biriken verinin  $b/\alpha$  sabit aktarım hızı ile gönderildięi aktarım hızları sınırlandırılmadan oluřturulan çizelgelenmeler olası tüm aktarım hızları kümesinin bir altkümesidir. Yine aktarım hızları sınırlandırılmadan yapılan gergin ip çözümlü de uzatılan bölümde aynı iletim hızını kullandıęı için bu altkümenin ięinde yer alır. Dolayısıyla enerji kullanımını enküçülten gergin ip çizelgelenmesi bu altkümenin ięindeki en enerji verimli çizelgelemedir. Gergin ip çizelgesindeki aktarım hızları herhangi bir  $(n)$  zaman dilimi için ařaęıdaki gibi yazılabilir.

$$\tilde{r}_{(n)}^+ = \min_{a=1, \dots, (n-1)} (b_n, \tilde{r}_n(b_n, a))$$

$$\tilde{r}_n(b_n, a) = \frac{b_n + \sum_{l=a}^{n-1} B_l}{n + \alpha - a + 1}$$

Burada  $B_1$  uzatılmamış aktarım zaman aralığı bitimine 1 kadar zaman dilimi kaldığında gelen paketin uzunluğuna karşılık gelmektedir.

Daha önceki bir çalışmada eşlenik bir problemde uygulandığı gibi gergin ip çözümün beklenen değerleri çevrimiçi çözüm için temel alınabilir. Ek olarak, enküçülme içeren bir ifadenin beklenen değerini hesaplamak görece zor olduğu için aşağıdaki yaklaşım kullanılabilir:

$$\tilde{r}_{(n)}^+ \cong \min(b_n, \tilde{r}_n(b_n, 1))$$

Bu yaklaşımı da kullanarak **Beklenen Eşikdeğer Tembel Çizelgeleme politikası** aşağıdaki gibi yazılabilir.

$$r_n = \max\{\rho \in V \mid \rho \leq \min(b_n, E[\tilde{r}_n(b_n, 1) | B_n^T])\}$$

$$\begin{aligned} r_n &= \max\{\rho \in V \mid L_n(B_n^T, r) \leq b_n\} \\ L_n(B_n^T, r) &= \max(r, r_n + r\alpha - \sum_{l=1}^{n-1} E[B_l | B_n^T]) \quad r \neq r_{\min} \quad ; \\ L_n(H_n^N, r_{\min}) &= 0 \end{aligned}$$

Burada  $B_n^T$ , T ve n zaman dilimleri arasında gelen paketlerin veri uzunluları vektörüne karşılık gelirken  $L_n(B_n^T, r)$ , r aktarım hızının seçilebilmesi için veri arabelleğinde biriken verinin eşikdeğerini belirtmektedir.

Bu algoritmanın sayısal olarak denenmesinin sonuçları bu raporun “Bulgular” bölümünde anlatılmaktadır.

### 3.3 Sezgisel Çevrimiçi Politikalar Geliştirilmesi

Tek atlamalı bir Kablosuz Algılayıcı Ağı'nda bir Füzyon Merkezi (FM) k adet kanal üzerinde bir zaman çizelgesi oluşturarak çevresindeki m adet enerji harmanlayabilen düğümden bu çizelgeye göre **veri toplayacaktır**.



Her düğümün her zaman aktaracak veri paketi olduğu kabul edilmekte, yani *veri havuzu* varsayımı yapılmaktadır. Veri paketleri eşit büyüklüktedir ve her aktarım için birim miktarda enerji ve bir zaman dilimi (time slot) gerekmektedir. Sönümlenme vb. kaynaklı aktarım hataları ihmal edilmektedir. Çizelgelenen (FM tarafından seçilen) bir düğüm, o zaman dilimi başında en az bir birim enerjiye sahipse, FM'ye veri paketi yollayabilir. Ayrıca her düğümün sonsuz kapasitede bataryae (bataryaya) sahip olduğu ve bu bataryaların sızıntı (battery leakage) yapmadığı kabul edilmektedir.

Tüm düğümlerin oluşturduğu küme  $S_m \triangleq \{s_1, s_2, \dots, s_m\}$  ve  $s_i$  sensörünün  $t$ 'inci zaman diliminde bataryasında bulunan toplam enerji  $B_i(t)$  ve veri arabelleğinde bulunan toplam paket sayısı  $Q_i(t)$ 'dir.  $t$ 'inci zaman diliminde FM tarafından aktarım yapmak üzere seçilen  $k$  adet düğümün oluşturduğu küme  $S(t) \subset S_m$  olsun ( $k$  adet dikgen kanal olduğundan aynı anda bu kadar düğüm gönderim yapabilmektedir.)  $s_i$  düğümünün  $t$ . zaman diliminde yollayabildiği veri paketi sayısı  $D_i(t) = 1(s_i \in S(t)) * 1(B_i(t) \geq 1) * 1(Q_i(t) \geq 1) \in \{0,1\}$ 'dir.

Amaç,  $N$  zaman diliminden oluşan problem ufkunda toplanan toplam paket sayısını enyükseltmektir.

$$V_{tot}(t) = \max_{\{S(t)\}_{t=1}^N} E \left[ \sum_{t=1}^N \sum_{i=1}^m 1(s_i \in S(t)) * 1(B_i(t) \geq 1) * 1(Q_i(t) \geq 1) \right]$$

Problem ufkunda toplanan toplam paket sayısını enyükseltmek için çizelgeleme yabataryairken dikkat edilecek kriter, veri göndermeye yetecek enerjisi bulunan düğümleri seçebilmektir.

Bir çizelgeleme politikasının elde ettiği verim ( $\eta$ ), bu politika altında FM'in  $N$  zaman dilimlik problem ufkunda topladığı toplam paket sayısının tamamen verimli (%100 verimli) politika  $\pi^{fe}$  altında toplayacağı toplam paket sayısına oranıdır. Bir başka deyişle, tamamen verimli (%100 verimli) bir  $\pi^{fe}$  politikası her düğümün  $N$  zaman dilimlik problem ufkunda harmanladıkları enerjisi  $B_i(N) < 1$  olacak şekilde harcamasını garanti eder. Bir  $s_i$  düğümü için sensör yoğunluğu ( $D_i$ ),  $s_i$  sensörünün  $N$  zaman dilimlik problem ufkunda  $\pi^{fe}$  politikası ile yollayabildiği toplam veri sayısının  $kN/m$ 'e oranıdır. Yoğunluk ( $D$ ), tüm sensörlerin yoğunluklarının ortalamasıdır.

$$D = \sum_{i=1}^m D_i/m$$

Eniyi politikanın (en çok very gönderen politikanın) aynı zamanda %100 verimli olması için  $D$ 'nin 0 ile 1 aralığında olması gerekir.

### 3.3.1 Enerji Hasatlı KAA Yukarı kanalında Veri Birleştime için Kolay Uygulanabilir Çevrimiçi Çizelgeleme Algoritmaları

Bu bölümde, düşük hesaplama yüküne sahip bazı eniyi-altı aktarım politikaları tanımlanacaktır. Burada Düzgünleştiren Rastgele Sıralayan Politika (DRSP) haricinde Miyop Politika, nadir durumlarda eniyi politika olup genellikle eniyi altı verim vermektedir. Literatürdeki tek muadil algoritma olduğu için daha çok karşılaştırma amacıyla bahsedilmektedir.

#### Miyop Politikalar

Dinamik programlama ve otomatik öğrenme (“machine learning”) seçeneklerinin fazla yüksek hesaplama yükü getirmelerinden dolayı konuyla ilgili en son literatürde bu tür problemleri çözebilmek için düşük hesaplama yüküne sahip yakınigören (“miyop”) politika yaklaşımı bulunmaktadır (Iannello vd., Iannello ve Simeone, Blasco vd.). Bu problem için önerilen miyop politikalar ise çevrimsel sıralı (“round robin”) temellidir ve bazı durumlarda eniyi politikaya yaklaştığı gösterilmiştir. Fakat Çevrimsel Sıralı (CS) çizelgelerin düzensiz trafik altında %100 verimi garanti edemediği bilinen bir gerçektir. Miyop politika, sadece anlık duruma bakıp karar verdiği ve bunun gelecekteki etkilerini göz önünde bulundurmadığı için genel olarak eniyi-altı çözüm sunar.

#### Düzgünleştiren Rastgele Sıralayan Politika (DRSP)

EH süreci ne kadar düzensiz (“nonuniform”) yapıda olursa, literatürde önerilen çevrimsel sıralama temelli miyop politikaların verimi o kadar düşük olacaktır (en iyi politikadan uzaklaşmaktadırlar.) Buna karşın, çalışmamızda, farklı enerji harmanlama süreç tiplerine (hafıza içermeyen yani bağımsız, ya da Markovian bir bağımlılık yapısı gösteren trafik) uygun, her türlü enerji hasat trafiğine (düzgün veya düzgün olmayan) uyum gösteren ve %100 verimliliği garanti eden düşük karmaşıklıkta, pratik olarak uygulanabilir bir algoritma (**DRSP**, ya da makalede kullanılan adı ile “Uniformizing Random Ordered Scheduling Policy- **UROP**) (Gül ve Uysal-Bıyıkoglu 2014) tasarlanmıştır.

### DSRP Çizelgeleme Yöntemi

Bazı enerji kaynakları için, enerji harmanlama süreçleri kestirilemez nitelikte olduğundan, hangi düğümün ne kadar paket yollayabileceği bilgisi FM'de bulunmayacaktır. Bunu da gözönünde bulundurarak, DRSP algoritması, çizelgelemeye başlamadan önce düğümleri rastgele sıralar. Daha sonra, belirlenen bu sıraya göre  $k$  adet düğüme çizelgede yer verilir ( $k$  adet kanal bu düğümlere atanır). Her zaman diliminde, bir önceki zaman diliminde FM'ye veri paketi yollayabilmiş düğümlere yer atanmaya devam edilir. Yollayamayan düğümler ise çizelgeden çıkarılarak, onların yerine, sırada bekleyen düğümlerden en öncelikli (yani ilk başta yabatarıyaan rastgele sıralamaya göre bir sonraki) düğüm çizelgeye yerleştirilir.

Tüm duyargalara (düğümlere) en az bir defa (yani en az bir zaman diliminde) veri gönderim hakkı verebilmek için FM her döngüde  $m$  adet boş zaman dilimi kullanır. Bu boş zaman dilimleri dolaylı olarak FM'nin bir duyarganın (düğümün) paket yollayacak kadar enerjisi olup olmadığını öğrenmesini sağlamaktadır.  $D$ 'nin 1e yakınsadığı durumda düğümler ardışık olarak daha fazla veri paketi yollayabilmekte, bu yüzden bu boş zaman dilimlerinin problem ufkuna oranı azalmaktadır. Bu nedenle, DRSP enerji harmanlama süreci ve trafiğine uyarlamalı olarak her durumda en iyiye yaklaşan bir politikadır. Aşağıdaki teorem DRSP'un beklenen verimi için sınırları belirlemektedir. (Kanıtı (Gül ve Uysal-Bıyıkoglu 2014)'te bulunmaktadır.)

**Teorem:**  $0 < D < 1$  için DRSP'un beklenen verimi aşağıdaki sınırlar arasındadır:

$$1 - \frac{2 * m}{(1 - D) * D * N * k} \leq E\{\eta_{UROP}\} \leq 1$$

### 3.4 Uyarlamalı İletimin Yazılım Tabanlı Radyo Üzerinde Uygulanması

Bu iş paketi, projenin kuramsal bölümlerinde ortaya çıkarılan algoritmaların deneysel olarak uygulanmasının hedeflendiği çalışmadır. Bunun için, tipik bir haberleşme sisteminin temel işlemlerinin uygulamasını yapabilecek bir çok sinyal işleme kütüphanesine ve bu sinyal işleme bloklarını bir araya getirebilecek araçlara sahip olan, açık kaynaklı GNU radyo yazılımının geliştirme araçlarından faydalanılmıştır.

Temel olarak, gerçek zamanlı tembel çizelgeleme algoritmalarını kullanan bir haberleşme sistemi, GNU radyo yardımıyla yazılımsal benzetim yapılarak proje kapsamında tedarik edilmiş bulunan yazılım tanımlı radyo çevresel donanımı (USRP) üzerinde gerçekleştirilmiştir.

GNU Radyo, sanal bir veri ara belleği oluşturabilmekte ve ara bellekte birikmiş verileri her zaman diliminin sonunda kontrol edilebilmektedir. Bu sayede sanal olarak veri oluşturulup uygulama deneyi yapılabilmektedir.

Denenecek algoritmanın uygulanabilmesi için öncelikle paket trafiği oluşturmak için örnek paket trafiği veri izleri baz alınarak Markov Zincir modeli elde edilmiştir. Elde edilen paket trafiği modeline göre ise, gerçek zamanlı çizelgeleme algoritmasının farklı sistem durumlarına karşılık gelen iletim hızı önceden MATLAB yazılımı ile hesaplanmakta ve bu değerler bir taramalı tablo üzerine yazılmaktadır. Oluşturulan taramalı tablo, daha sonra yazılım tanımlı göndermeçte iletim kararlarının verilmesi için kullanılmaktadır. Sonrasında MATLAB'da oluşturulan Markov Zincir modeli baz alınarak Beklenen Eşik Değer Politikası uygulanarak Tembel çizelgeleme kullanılmaktadır. Projenin kuramsal çıktılarından olan Beklenen Eşik Değer Politikası bu deneysel çalışma dahilinde GNU Radyo yazılımı kullanılarak uygulanmış ve test edilmiştir. Projenin 4. ve 5. dönemlerinde donanımın yetersizliği nedeniyle tamamlanamayan bu çalışma, son dönemde, üzerinde güç ayarlaması yapılabilen yeni bir kartın tedarik edilmesi ile gerçekleştirilmiştir.

Hız ayarlaması, IEEE 802.11n standartlarına uygun veri hızı değerleriyle yapılmaktadır. USRP'den iletilen paket dizileri alıcı taraftaki bilgisayarda Wireshark yazılımı ile alınarak görüntülenmektedir.

Bu çalışmada ilk olarak, gönderim gücü sabit tutularak veri hızlarındaki değişikliğin gerçek uygulamada nasıl sonuçlara sahip olduğu gözlemek hedeflendi. Gönderim gücü sabit tutulduğunda ve modülasyon çeşidi değiştirildiğinde, paket başarımlarının oranının değişmesi beklenir.

Tembel çizelgeleme yönteminin gereği, yoğun veri trafiği altında agresif bir tutum olarak yüksek bir kipleme değerine geçilmekte, trafik yavaş olduğunda ise, düşük bir

kiplleme ile, her paketin başarılı olması garanti edilip, gereksiz paket iletimi ve enerji harcamasından kaçınılmaktadır.

Çalışmada kullanılan IEEE 802.11n standardında, çeşitli kiplleme ve kodlama oranı kullanılarak elde edilebilecek veri hızları, USRP'nin kendi Python kodunda aşağıdaki gibi bulunmaktadır:

```
parser.add_option("", "--regime", type="string", default="1",
    help="set OFDM coderegime:      [default=%default]\n\n        1 -> 6 (3) Mbit/s (BPSK r=0.5), \n        2 -> 9 (4.5) Mbit/s (BPSK r=0.75), \n        3 -> 12 (6) Mbit/s (QPSK r=0.5), \n        4 -> 18 (9) Mbit/s (QPSK r=0.75), \n        5 -> 24 (12) Mbit/s (QAM16 r=0.5), \n        6 -> 36 (18) Mbit/s (QAM16 r=0.75), \n        7 -> 48 (24) Mbit/s (QAM64 r=0.66), \n        8 -> 54 (27) Mbit/s (QAM64 r=0.75)")
```

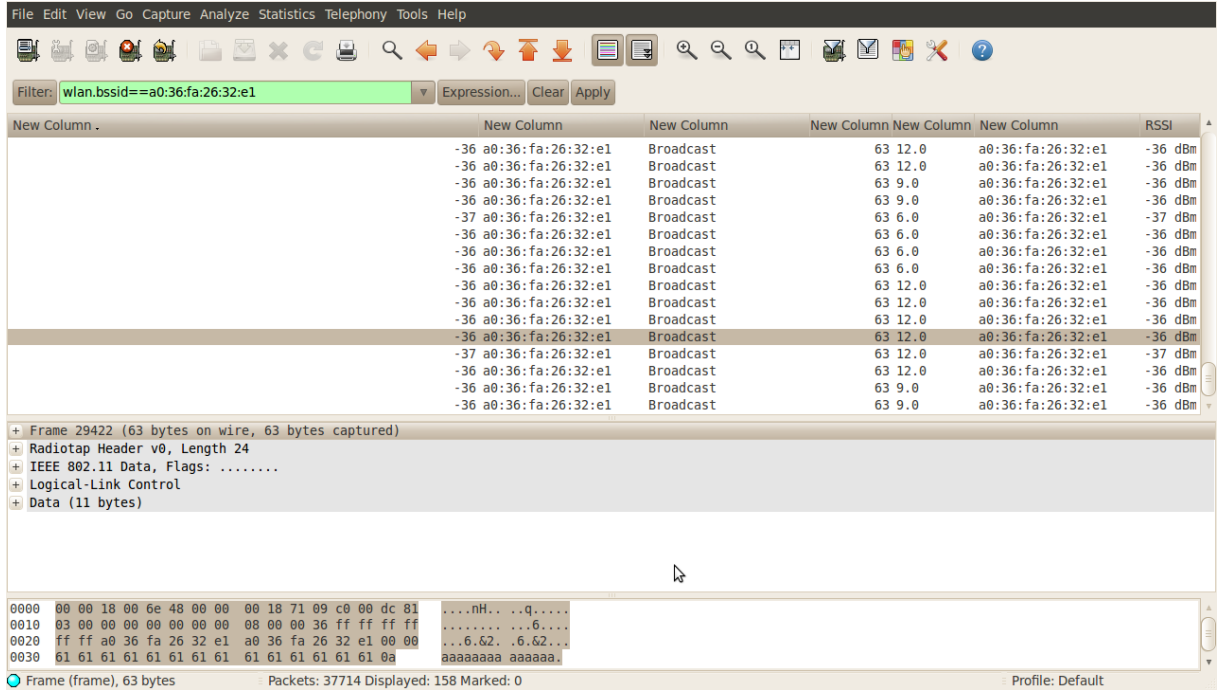
Deneyde girdi dosyasından veri okuyabilmek için USRP'nin Python koduna aşağıdaki kod parçası eklenmiştir:

```
parser.add_option("", "--from-filerate", default=None,
    help="use input file for rate sequence")
```

Daha sonra veri göndermek için kullanılacak hızları belirten "111133333332222" örnek dizisini içeren "rate\_file" dosyası kullanılmıştır. USRP'nin Python koduna aşağıdaki kod parçasını eklenerek bu dizinin USRP tarafından okunması ve USRP'nin bu diziyeye karşılık gelecek veri hızları ile paket yollaması sağlanmıştır.

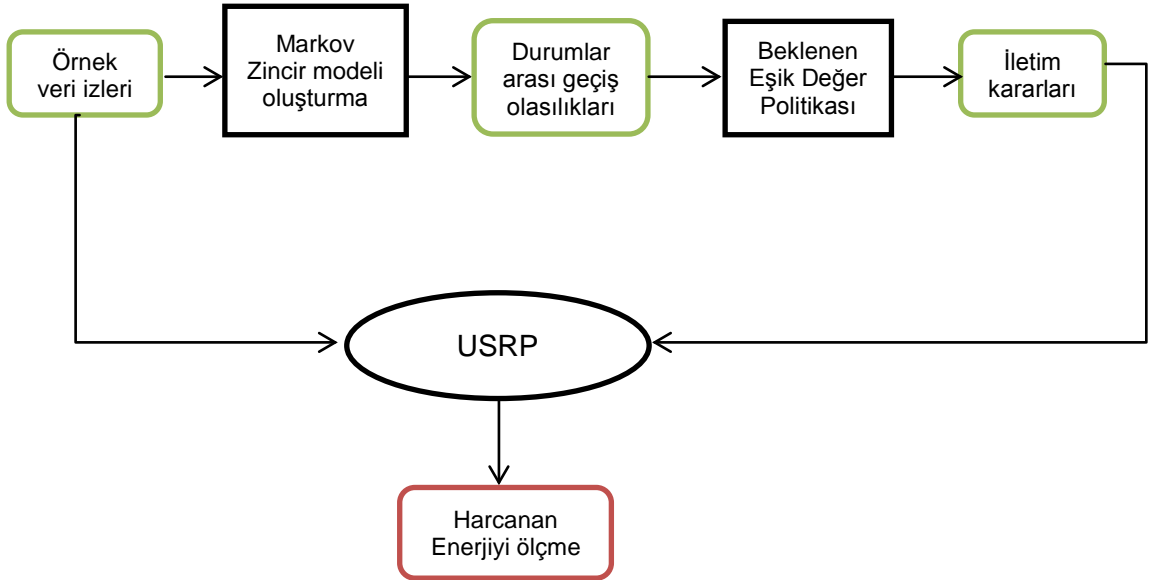
```
for line in rate_file.readlines():
    s= line
    n=int(s)
    options.regime=n
```

Aşağıda gösterilen Wireshark ekranında, 16 paketin 12si doğru sırayla alınmış diğer 4 paketin ise kaybedilmiş olduğu görülmektedir. Bu kayıp, veri hız değişikliği ve programın yapısından kaynaklanan bir durumdur.



Şekil 3. Wireshark ekranından örnek bir görüntü

Uygulama deneyinin blok şeması aşağıdaki şekilde gösterilmiştir.



Şekil 4. Uygulama deneyinin blok şeması

USRP üzerindeki deneysel uygulamaların sonuçları “Bulgular” bölümünde sunulmaktadır. Son olarak, bu çalışmadaki yöntemlerin sonuncusu olan KAA test düzeneği özetlenecektir.

### 3.5 KAA Test Düzeneği

Projenin kuramsal bölümleri ile bağlantılı olmayan ve onlarla paralel olarak yürüyen ayrı bir iş paketi olarak, bir kablosuz algılayıcı ağı test düzeneğinin kurulması ve bu test düzeneği üzerinde ferromanyetik algılayıcılar ile hedef tesbit ve konumlama yapılmıştır.

Yukarıda literatür bölümünde de değinildiği gibi, manyetik alan ölçümleri literatürden farklı olarak hedefin sadece varlığını ve hangi sensöre yakın olduğunu değil, bu sensörün kapsama bölgesinin içindeki yerini de (quadrant olarak) tespit etmek için kullanıldı. Böylece, seyrek manyetik KAA’larda hedefin bölgeye ne taraftan girdiği, ne taraftan çıktığı ve böylece hedefin hangi sensöre doğru yöneldiği de tahmin edilebilmektedir.

Manyetik algılayıcıların algılama yarıçapının haberleşme mesafesine göre tipik olarak çok küçük olmaları nedeniyle manyetik KAA’larda seyrek algılama çok beklenen bir durumdur ve bu nedenle çok önemlidir. Örneğin, bizim düzeneğimizde, araç (binek otomobil) için algılama mesafesi 3-4 metredir, haberleşme yarıçapı ise 100 metreye kadar çıkabilmektedir. Algılama bakımından geniş bir bölgeyi tümüyle kaplamak maliyet etkin olmayacağından, seyrek bir algılama düzeninde hedefin gidiş yönü ile ilgili tahminler yapmak çok önemli olacaktır.

Laboratuarda gerçekleştirilen sistemde, hedef sınıflandırma için (farklı boyut ve şekillerdeki demir çubuklar) manyetik imza kullanmak yerine, konum bilgilerinin hesabı için de kullanılacak dikgen eşleştirme (orthogonal matching pursuit: OMP) algoritması kullanılmaktadır. OMP algoritması daha önce sinyal kurtarma (Tropp vd. 2007), radarla insan sezimi (Gürbüz vd. 2010), ve yere işleyen radarla (ground penetrating radar: GPR) metal hedef sezimi ve konumlanması (Gürbüz vd. 2009), için kullanılmış olmasına rağmen, **manyetik KAA’larda daha önce**

**kullanılmamıştır. Bunun en önemli nedenlerinden biri, manyetik algılayıcılar ile hassas ölçüm yapmanın zorluklarıdır.** Gerçekten de proje süresinde karşılaşılan en büyük zorluklardan biri manyetik algılayıcıların kalibrasyon, sıcaklıkla değişim, eksenlerinin belirlenmesi, vb. sorunları çözmek olmuştur. Bu yönüyle literatürde bilgimiz dahilinde bu tip sensörleri en yüksek hassasiyet ile kullanan çalışma bu olmuştur.

Çalışmanın proje boyunca pek çok aşaması olmuştur: sistemin kurulması, manyetik algılayıcıların çıktılarının doğru yorumlanması, OMP algoritmalarının oluşturulması, öbeklenme tabanlı protokolün seçilmesi ve gömülü yazılım olarak uygulanması, laboratuarda manyetik tespit ve konumlama yapıldığının gösterilmesi. Bu aşamalar, dış ortamda bir otomobil ile yapılan bir sonuç demo'su ile tamamlanmıştır. Bulgular bölümünde ayrıntıları anlatılacak bu kısımlardan önce, sistem mimarisinden bahsetmek yerinde olacaktır.

### **3.5.1 Sistem Mimarisi**

Bu çalışmada geliştirilen sezim, konumlama ve sınıflandırma algoritmalarının başarımı ODTÜ Elektrik ve Elektronik Mühendisliği Bölümü'nde kurulan manyetik WSN ile deneysel olarak tespit edilmektedir. Ana düğüm hariç, algılayıcı ağda bulunan her düğüm MTS310B sensör kartı ile donatılmış bir MICAz telsiz algılayıcı modülünden oluşmaktadır. Ana düğüm ise MIB520 USB Gateway kartını MICAz ile birlikte kullanmaktadır. Masaüstü bir bilgisayar algılayıcı ağının kaynaştırma merkezi olarak işlev görmektedir.

Her MICAz modülü IEEE 802.15.4 standartına uyumlu, Chipcon CC240 RF alıcı/vericiyle ve Atmega 128L mikrokontrolör ile donatılmıştır. MTS310CB sensör kartında ise Honeywell HMC1002 2-eksenli manyetometre [14] bulunmaktadır. MICAz modülleri programlamak için Tiny OS-2.1.0 ücretsiz, açık-kaynak işletim sistemi kullanılmıştır. Merkezi, ağaç yapılı bir ağ TinyOS Ağ Protokol Çalışma Grubu (Network Protocol Working Group - Net2WG) tarafından geliştirilmiş Toplama Ağacı Protokolü (Collection Tree Protocol - CTP) kullanarak kuruldu. Ağ çapında yanıt gerektiren mesajlar için ise, örneğin yeniden başlatma mesajları için, Net2WG'in dağıtım (dissemination) protokolu DRIP kullanıldı.

Hedef Modelleme



Araba hareketi çevrelerinde ölçülen manyetik alan değerini etkilemektedir. Bu çalışmadaki bütün arabalar manyetik dipol olarak modellenebilmektedir. Dipol modeli literatürde kullanılan en yaygın hedef modelidir, sadece arabaları değil, insanlar gibi çok farklı hedeflerin modeli olarak kullanılmıştır [15].

Laboratuvarımızda ise daha önce dipol modelin demir çubukların modellenmesi için uygunluğu da doğrulanmıştır [8]. Momenti  $m$  olan bir dipolun oluşturduğu manyetik alan  $B$ , matematiksel olarak hedeften uzaklığı  $r$ 'ye bağlı olarak şöyle ifade edilebilir [16]:

$$\vec{B}(\vec{r}) = \frac{\mu_0}{4\pi} \left( \frac{3(\vec{m} \cdot \vec{r})\vec{r}}{\|\vec{r}\|^5} - \frac{\vec{m}}{\|\vec{r}\|^3} \right) \quad (1)$$

Burada

permeability of free space) li dir

### Manyetometre Ölçümleri

Honeywell HMC 1002 manyetometre manyetik alan değişimlerini ölçmek için Wheatstone köprüsü kullanmaktadır. Wheatstone köprüsündeki direnç değişimleri ise MICAZ'nin analog-sayısal çevirici (analog-to-digital converter: ADC) tarafından 10 bit bir ADC sayısına dönüştürülmektedir. ADC sayısına bağlı olarak manyetometrenin elde ettiği manyetik alan ölçümü şu şekilde hesap edilebilir [8]:

$$B_s = \frac{(ADC + 54 * Potentiometer Bias)}{0.001 * G_{total} * ADC_{fullscale} * S} - \frac{V_{offset}}{V_b * S} \quad (2)$$

Burada:

- $G_{total} = G_1 * G_2 = 29 * 78 = 2262$
- $ADC_{fullscale} = 1023$
- $V_b = 3V$
- S: sensör hassasiyetidir

## 4 . BULGULAR

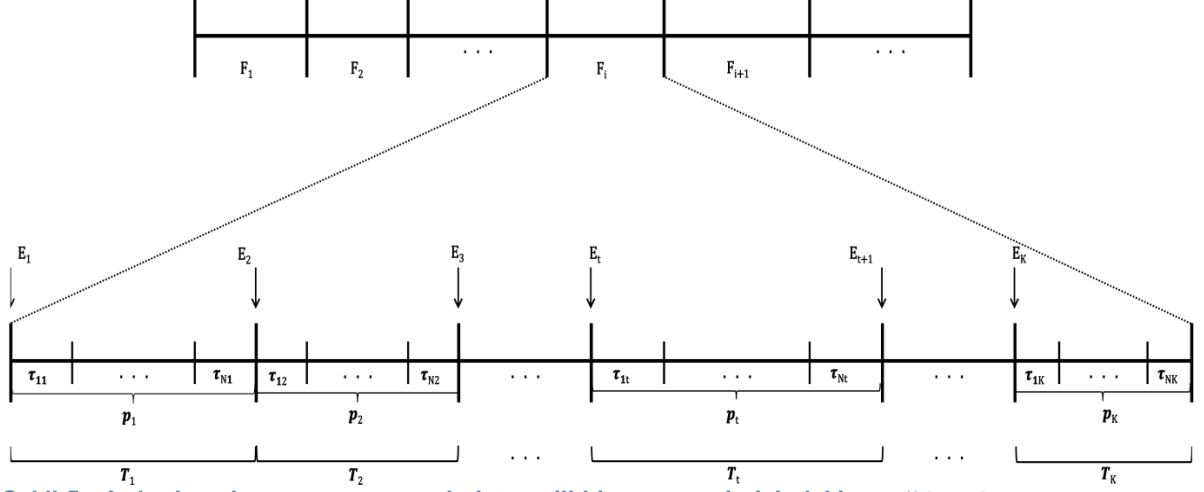
### 4.1 Yayın Kanalı ve Aşğıkanal Çizelgeleme Problemlerinin Çözümleri ve Elde Edilen Başarım Sonuçları

Bu bölümde, öncelikle, enerji hasatlı yayın kanalı (broadcast channel) çizelgeleme probleminin çözümünden kısaca bahsedilecek, daha sonra projede daha büyük bir zaman ayırılmış bulunan aşğıkanal problemlerinin analizleri ele alınacaktır.

Enerji hasatlı yayın kanalı (broadcast channel) çizelgeleme problemi, ilk olarak **tüm verinin başlangıçta varolduğu durum için** incelenmiştir. Daha sonra, bu varsayım ortadan kaldırılarak, genel problem çözülmüştür. Problemin tek bir eniyi çözümü olduğu gösterilmiş, bu çözümün yani optimal güç ve gönderim hızı çizelgesinin yapısal özellikleri ispatlanmıştır. Ayrıca, DuOpt adını verdiğimiz algoritmanın en azından zayıf kanallı kullanıcının tüm verisinin başlangıçta mevcut olduğu durumda optimal çözüme ulaştığı gösterilmiştir. Eşdeğer olduğunu gösterdiğimiz başka bir problem tanımlanarak, SUMT algoritması ile bu problemin çözüldüğü gösterilmiştir. SUMT ile DuOpt aynı örnekler üzerinde çalıştırılarak, DuOpt'un ortalamada SUMT'a göre yüzde bir uzunlukta bir sürede problemi çözdüğü görülmüştür.

Yukarıda Bölüm 3.1'de tanımlanmış bulunan **Aşğıkanal Adil Çizelgeleme Problemini**, herhangi bir *çizelgeleme periyodu* uzunluğu ve eşit ZD uzunlukları için çözüp, optimale yakınsayan BCD algoritmasının başarımına çok yakın performans gösteren offline bulgusal algoritmalar geliştirilmiştir.

Öncelikle, problemin çözümünün biçimsel özellikleri kullanılarak, iki adet bulgusal (heuristic) algoritma önerilmiştir. Bu algoritmalar isimlerini, esinlendikleri karakteristik özelliklerden almaktadır; PTF (Power Time Fair) yani (Güç ve Zaman bakımından Adil) ve ProNTO (Powers Nondecreasing Time Ordered) yani (Güçlerin Azalmadığı ve Zamanın Sıralı olduğu). Rapor boyunca anlatılan detayların bütünlük sağlaması açısından, algoritmaların anlatılmadan önce, problem formülasyonu ve problemle ilgili detaylar aşağıda, özetlenmiştir. Bu bölümlerde yer alan teoremlerin ispatları, ikinci dönem raporunda, ilgili yayınlarda ve Neyre Tekbıyık-Ersoy'un doktora tezinde sunulduğundan, sonuç raporuna eklenmemiştir.



**Şekil 5.** Ardarda gelen zaman çerçeveleri; temsili bir çerçevenin içindeki enerji hasatlarını ve güç ve zaman atamalarını gösterecek biçimde açılmış hali.

### Problem Tanımı:

Enerji harmanlı kablosuz tümegönderimde optimal zaman dilimi ve gönderi gücü atama problemi yöntem bölümünde de ifade edildiği gibi, aşağıdaki şekilde tanımlanmaktadır:

$$\text{Enbüyüt: } U(\bar{\tau}, \bar{p}) = \sum_{n=1}^N \log_2 \left( \sum_{t=1}^K \tau_{nt} W \log_2 \left( 1 + \frac{g_n p_t}{N_o W} \right) \right)$$

$$\text{Kısıtlar: } \tau_{nt} \geq 0 \quad (1)$$

$$p_t \geq 0 \quad (2)$$

$$\sum_{n=1}^N \tau_{nt} = T_t \quad (3)$$

$$\sum_{t=1}^K \tau_{nt} \geq \varepsilon \quad (4)$$

$$\sum_{i=1}^t p_i T_i \leq \sum_{i=1}^t E_i \quad (5)$$

$$\forall t = 1, \dots, K \text{ ve } \forall n = 1, \dots, N$$

(1) ve (2) numaralı denklem gruplarındaki kısıtlar negatif olamama kısıtlarıdır. Bu kısıtlar, problemin doğası gereği, atanan güç ve zaman dilimlerinin negatif olamayacağını belirtmektedir. (3) numaralı denklem seti herhangi bir zaman aralığında,  $T_t$ , gönderi yapılacak olan kullanıcılara ayrılan toplam sürenin o zaman aralığını geçmeyeceğini göstermektedir. (4) numaralı denklem seti ile belirtilen kısıtlar, herhangi bir kullanıcıya çizelgeleme periyodu boyunca hiç zaman ayrılmaması durumunu engellemek amacıyla eklenmiş teknik kısıtlardır. Son olarak (5) numaralı denklem setiyle ifade edilen kısıtlar enerji harmanlama miktarlarına bağlı olup, önceden harmanlanmamış bir enerjinin harcanamayacağını göstermektedir.

### Problemin Biçimsel Özellikleri:

**Teorem 1:** Optimal gönderi gücü atama problemi, kesin dışbükey bir eniyileme problemi olarak tasarlanabilmektedir. Dolayısı ile verilen herhangi bir zaman dilimi çizelgesi için sadece bir optimal gönderi gücü çizelgesi vardır.

**Teorem 2:** Optimal zaman dilimi atama problemi, dışbükey bir eniyileme problemi olarak tasarlanabilmektedir. Dolayısı ile verilen herhangi bir gönderi gücü çizelgesi için birden fazla optimal zaman dilimi çizelgesi vardır.

**Sonuç 1:** Optimal zaman dilimi ve gönderi gücü atama problemi, iki yüzü dışbükey (biconvex) bir eniyileme problemi olarak tasarlanabilmektedir.

### Problemin Optimal Çözümünün Yapısı ve Karakteristik Özellikleri:

**Teorem 4:** Tüm slot'ların yani dilimlerin (enerjilerin gelişleri arasındaki sürelerin) eşit uzunluğa sahip olduğu durumda ( $T_j = T, j = 1, \dots, K$ ), öyle bir optimal çözüm çizelgesi  $(\bar{\tau}^*, \bar{p}^*)$  vardır ki, gönderi gücü çizelgesi  $\bar{p}^*$  azalmayan bir güç dizisini yansıtmaktadır ( $\bar{p}^* = (p_1, \dots, p_K)$  ki,  $p_1 \leq p_2 \leq \dots \leq p_K$ ).

**Yardımcı Teorem 1:** Tüm dilimlerin eşit uzunluğa sahip olduğu durumda ( $T_j = T, j = 1, \dots, K$ ), verilen herhangi bir çözüm çizelgesi  $(\bar{\tau}, P_C)$  için öyle bir  $\bar{\tau}_n', \bar{R}_n'$  ( $\bar{R}_n' = \bar{R}_n^\uparrow$  olup kullanıcı  $n$ 'nin veri aktarım hızlarından oluşan dizinin küçükten büyüğe sıralanmış halidir.) çifti bulunabilir ki;  $n = 1, \dots, N$  için  $(\bar{\tau}_n')^T \cdot \bar{R}_n' = (\bar{\tau}_n)^T \cdot \bar{R}_n$  kalır ve amaç fonksiyonunun değeri değişmez. Sonuç olarak, eğer  $(\bar{\tau}_n^*, \bar{R}_n^*)$  optimal ise,  $(\bar{\tau}_n'^*, \bar{R}_n'^*)$  de optimaldir.

Optimal zaman dilimi probleminin çözümü için yapılan çalışmalar kapsamında; incelenen özel durumda, sistemde iki kullanıcı olduğu ve sadece iki defa enerji harmanlandığı ( $N=2, K=2$ ) kabul edilmekteydi. ( $N=2, K=2$ ) için elde edilen karakteristik özellikler Yardımcı Teorem 4'te özetlenmiştir. Fakat öncesinde, yardımcı teorem içerisinde sıkça kullanılan terimler aşağıda tanımlanmıştır.

- **Zayıf slot:** Uzunlukları eşit olan iki slottan, daha düşük gönderi gücü atanmış olan.

- *Güçlü slot*: Uzunlukları eşit olan iki slottan, daha yüksek gönderi gücü atanmış olan.

**Yardımcı Teorem 2:** Zaman dilimi (slot) uzunluklarının eşit olduğu bir optimal zaman dilimi çizelgesi şu koşullara göre oluşturulur:

1. Zayıf slot kullanıcılardan sadece birine atanır. Güçlü slot ise kullanıcılar arasında bölüştürülür. Eğer slot'lara atanan gönderi güçleri eşitse; her slot farklı bir kullanıcıya atanır.
2. Zayıf slot'un hangi kullanıcıya atanacağı; kullanıcıların veri aktarım hızı gelişimleri,  $\Gamma_n = \frac{R_{n2}}{R_{n1}}$ , ve Güçlü slot'un Zayıf slot'dan önce mi yoksa sonra mı geldiğine göre değişir. Zayıf slot'un Güçlü slot'tan önce geldiği durumlarda, Zayıf slot  $\Gamma$ 'ı en düşük olan kullanıcıya atanır. Aksi takdirde, Zayıf slot  $\Gamma$ 'ı en yüksek olan kullanıcıya atanır.
3. Bir Güçlü slot'ta, önceki (veya sonraki) Zayıf slot'ta hiçbir veri alamayan kullanıcı ayrıcalıklı olur, ör., Slot'un yarısından fazlası ona verilir. Adaleti korumak amacıyla bu ayrıcalık kullanıcıların veri aktarım hızı gelişimleri göz önünde bulundurularak yapılır.

### **BCD Algoritmasının Yakınsama Özellikleri:**

Sayısal çalışmalar ve literatür taraması göstermiştir ki; İki yüzü dışbükey (Biconvex) problemlerde yerel (local) optimumlara ulaşmak, veya ulaşılan çözümlerin yerel optimum olup olmadığını ispatlamak zordur. Bu dönem içerisinde, BCD algoritmasının bir önceki dönem düşünüldüğü gibi yerel (local) optimum'lara yakınsayamayabileceği sonucuna ulaşılmıştır. Bunun üzerine araştırmalar ve çalışmalar derinleştirilip, BCD algoritmasının aslında kısmi (partial) optimumlara yakınsadığı ve, BCD algoritması ile elde edilebilecek tüm kısmi optimum'ların amaç fonksiyonu değerlerinin eşit olduğu ispatlanmıştır.

## PTF ve ProNTO Bulgusal Algoritmalarının Önerilmesi:

### PTF Algoritması:

Daha önce de bahsedildiği üzere, PTF (Power Time Fair) algoritması problemin çözümüne yönelik karakteristik özelliklerin (Teorem 4 ve yardımcı teorem 2'nin) incelenmesi üzerine önerilmiştir. PTF algoritması şu şekilde çalışmaktadır:

**1) Gönderi gücü atama:** Aşağıda anlatılan kurallara uyarak slot'lar boyunca azalmayan gönderi güçleri atayınız:

**a)** Slot  $i$ 'den, slot  $i+1$ 'e geçerken : Eğer harmanlanan enerji miktarı azalıyorsa, slot  $i$ 'den slot  $i+1$ 'e  $\Delta$  kadar enerji aktarılıp her iki slot'taki gönderi güçleri eşitlenir. Bu işlem, frame boyunca tüm slot'lar için atanan gönderi güçleri azalmayan bir seri oluşturana kadar devam ettirilir. Böylelikle, sanal bir "azalmayan güç akışı" elde edilir.

**b)** Elde edilen "sanal azalmayan güç akışı" esas alınarak, her slot başında sanal olarak harmanlanan enerji miktarı, o slot'ta harcanır. Böylelikle, slotlar boyunca azalmayan gönderi güçleri atanmış olur.

**2) Zaman dilimi atama:** 1)'de elde edilen çizelge için; ( $T$  uzunluğundaki) bir slot'un kullanıcı  $n$ 'ye atanması durumunda, kullanıcı  $n$ 'ye gönderilecek olan bit sayısı şu şekilde ifade edilsin;  $B_{nt} = R_{nt}T$ . Birinci slot, o slot içerisinde en yüksek veri hızına,  $R_{nt}$ , sahip olan kullanıcıya atanır. Daha sonraki slot'lar için ise şu kural uygulanır: Her slot'un başında,  $t \in \{2, \dots, K\}$ , en yüksek  $\beta$ 'ya sahip olan kullanıcı belirlenerek, (kullanıcı  $n$  için,  $\beta_n = \frac{B_{nt}}{\sum_{i=1}^t B_{ni}}$  şeklinde hesaplanmaktadır.), tüm slot bu kullanıcıya atanır. Eğer, birden çok kullanıcı aynı  $\beta$ 'yı paylaşıyorsa, o slot kanalı en iyi olan kullanıcıya atanır.

### ProNTO Algoritması:

ProNTO (Powers Nondecreasing - Time Ordered) bulgusal algoritması, hızlı ve basit bir algoritma olup, Teorem 4 ve Yardımcı Teorem 1'in incelenmesi, ve BCD algoritmasının periyodik enerji harmanlandığı durumlardaki benzetim sonuçlarının detayli olarak gözlemlenmesi ile ortaya çıkmıştır. ProNTO şu şekilde çalışmaktadır:

**1) Gönderi gücü atama:** PTF algoritması dahilinde anlatılan gönderi gücü atama yöntemini kullanarak, slot'lar boyunca azalmayan gönderi güçleri atayınız.

**2) Zaman dilimi atama:** Sistemdeki kullanıcıları kanal kalitelerine göre sıralayınız;  $u_1, \dots, u_n$ , ve bir "kullanıcı önceliği vektörü" oluşturunuz;  $\bar{u}^\downarrow = [u_1^\downarrow, \dots, u_N^\downarrow]$ . Bu vektörde,  $u_1^\downarrow$ , en iyi kanala sahip olan kullanıcıyı temsil etmektedir.  $K > N$  olduğu her durumda, her kullanıcıya  $\theta = \text{floor}(K/N)$  tane slot'u şu şekilde atayınız: İlk  $\theta$  slot'u  $u_1^\downarrow$  'e atayınız, sonraki  $\theta$  slot'u  $u_2^\downarrow$  'ye atayınız, vs. Kalan  $\text{mod}(K, N)$  slot'u ise kanalı en iyi olan  $\text{mod}(K, N)$  kullanıcıya atayınız. Örneğin;  $K = 12$  ve  $N = 5$  olsun, ve kullanıcıların yol kayıpları (path loss) sırasıyla şu şekilde olsun: 13 dB, 17 dB, 10 dB, 12 dB, 20 dB. Bu durumda, ilk 3 slot kullanıcı 3'e, sonraki 3 slot kullanıcı 4'e, bu slotları izleyen 2 slot kullanıcı 1'e, 9. ve 10. slot'lar kullanıcı 2'ye ve son iki slot da kullanıcı 5'e atanır.

Görüldüğü üzere, PTF ve ProNTO bulgusal algoritmaları sadece zaman dilimi atama bölümünde farklılık göstermektedirler. ProNTO algoritmasında kullanılan zaman dilimi atama yöntemi şu gözleme dayanmaktadır: BCD algoritması tarafından elde edilen bir kısmi (partial) optimum, azalmayan optimal gönderi gücü çizelgesine ulaşmak amacıyla, Yardımcı Teorem 1 ve ilgili ispatındaki gibi değiştirildiğinde, zaman dilimi çizelgesi, Tablo 1'de gösterildiği gibi sıralı bir düzene sahiptir.

### **Rakamsal Sonuçlar ve Benzetim Sonuçları:**

Bu bölümde BCD algoritması ve önerilen bulgusal algoritmalar, PTF ve ProNTO, ile ilgili nümerik ve simulasyon sonuçları sunulmaktadır. Bilindiği üzere, BCD algoritması farklı slot büyüklükleri için çalıştırılabilmektedir. Fakat, geliştirilen bulgusal algoritmalar eşit slot uzunlukları için çalışmaktadır. Dolayısıyla, burada sunulan sonuçlar eşit slot uzunlukları için elde edilen sonuçlardır. Simulasyonlarımız boyunca bant genişliği ve gürültü için şu değerler kullanılmıştır:  $W = 1\text{kHz}$ ,  $N_o = 10^{-6} W/\text{Hz}$  ve her 10 saniyede bir enerji harmanlandığı düşünülmüştür ( $T_j = 10\text{sn}$ ,  $j = 1, \dots, K$ ). BCD algoritmasının başlangıç noktası olarak gönderi gücü için "Harmanlanana Harca", HH, (Spend What You Get, SG), zaman dilimi için ise TDMA kullanılmıştır.

Simulasyonlarımız için, 3 farklı "çizelgeleme periyodu uzunluğu" (frame length) seçilmiştir; 80, 100, 120. Ayrıca, bu çizelgeleme periyodu uzunlukları boyunca

harmanlanacak olan enerjiler için de 3 farklı durum sunulmuştur: *Düzenli* (Regular), *Düzensiz* (Bursty), *Çok Düzensiz* (Very Bursty).

- *Düzenli* durumda, harmanlanan enerji miktarları birbirine yakındır ve düzgün bir kalıp oluştururlar:  $E_R = [73, 65, 9, 19, 40, 37, 22, 84, 39, 67, 81, 100]$ .
- *Düzensiz* durumda, harmanlanan enerji miktarlarında, kısa süreli ani azalma veya artışlar görülebilir:  $E_B = [20, 100, 1, 1, 1, 70, 100, 1, 10, 40]$ .
- *Çok Düzensiz* durum ise, göndericinin uzun süre enerjisiz kalabildiği, nispeten daha az görülen, durumları temsil etmektedir:  
 $E_V = [90, 2, 0.5, 0.1, 0.3, 0.7, 40, 60]$ .

Analizlerimizi daha detaylı olarak sürdürebilmek amacıyla, yol kayıpları (path loss) için de üç farklı durum düşünülmüştür: *Low*, *Moderate*, *High*.

- *Düşük (Low)* : Sisteme katılan ilk kullanıcının yol kaybı 13 dB'dir. Sisteme katılan her yeni kullanıcı bir önce katılandan 3 dB daha fazla yol kaybına sahip olmaktadır.
- *Makul (Moderate)* : Sisteme katılan ilk kullanıcının yol kaybı 19 dB'dir. Sisteme katılan her yeni kullanıcı bir önce katılandan 3 dB daha fazla yol kaybına sahip olmaktadır.
- *Yüksek (High)* : Sisteme katılan ilk kullanıcının yol kaybı 25 dB'dir. Sisteme katılan her yeni kullanıcı bir önce katılandan 3 dB daha fazla yol kaybına sahip olmaktadır.

Yukarıda bahsedilen tüm durumlar için birçok simülasyon sonucu elde edilmiştir. Bu simülasyon sonuçlarının bir kısmı burada incelenmektedir (daha ayrıntılı bir analiz ilgili makalelerde ve Neyre Tekbiyik Ersoy'un doktora tezinde yer almaktadır- bkz. Tekbiyik-Ersoy, vd. 2013)

*Düzensiz-Makul* durumu için; BCD algoritması ile elde edilen simülasyon sonuçlarının Yardımcı Teorem 1'e göre değiştirilmesiyle oluşan sonuçlar Tablo 1'de gösterilmiştir. Tabloda da görüldüğü üzere, kullanıcı sayısı arttığında BCD algoritması, yalnızca azalmayan değil, artan gönderi güçleri atamaktadır. Tablo aynı zamanda, gönderi güçlerini azalmayan bir şekilde sıralamanın, zaman dilimi çizelgesinin de sıralı olmasına yol açtığı bir göstergesidir.



**Tablo 1. Optimal zaman dilimi ve gönderi gücü çizelgelerinin artan kullanıcı sayısına göre karşılaştırılması.**

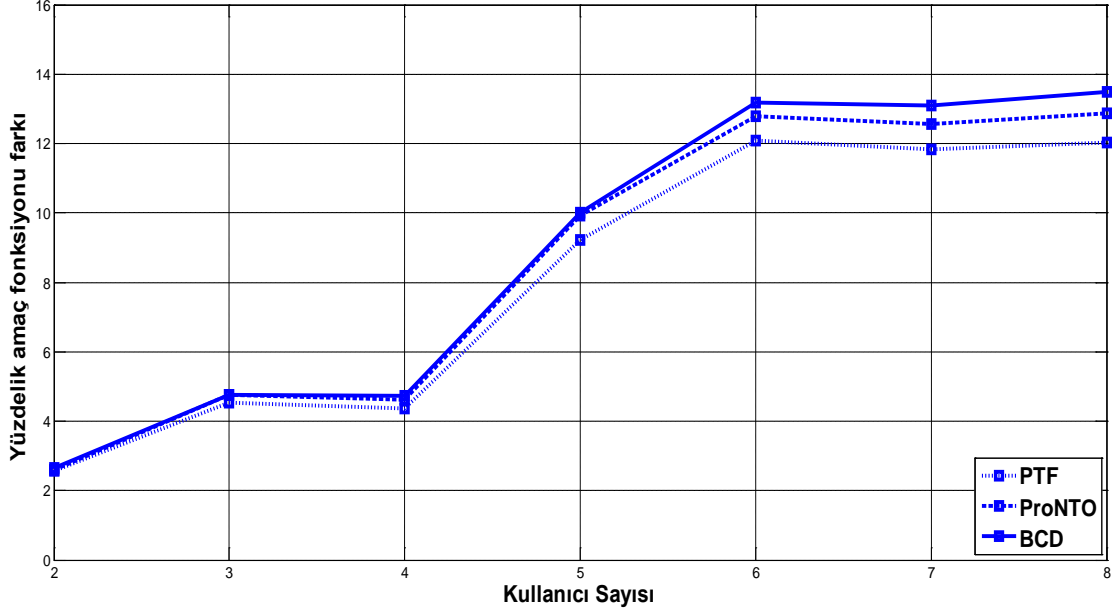
Kullanıcı Sayısı	Zaman Dilimi Çizelgesi / Gönderi Gücü Çizelgesi (Z.D.Ç)/(G.G.Ç)	Kullanıcılar/ Slot'lar	Slot 1	Slot 2	Slot 3	Slot 4	Slot 5	Slot 6	Slot 7	Slot 8	Slot 9	Slot 10
2	Z.D.Ç	1	10	10	10	10	10	3.6666	0	0	0	0
		2	0	0	0	0	0	6.3334	10	10	10	10
	G.G.Ç		2	2.5750	2.5750	2.5750	2.5750	4.2117	4.4720	4.4720	4.4720	4.4720
4	Z.D.Ç	1	10	10	8.5777	0	0	0	0	0	0	0
		2	0	0	1.4223	10	10	4.7598	0	0	0	0
		3	0	0	0	0	0	5.2401	10	8.3789	0	0
		4	0	0	0	0	0	0	0	1.6211	10	10
	G.G.Ç		2	2.3132	2.3810	2.8028	2.8028	3.6343	4.0501	4.2070	5.0742	5.0742
6	Z.D.Ç	1	10	10	0.5333	0	0	0	0	0	0	0
		2	0	0	9.4666	10	0	0	0	0	0	0
		3	0	0	0	0	10	7.3867	0	0	0	0
		4	0	0	0	0	0	2.6132	10	3.3768	0	0
		5	0	0	0	0	0	0	0	6.6231	7.7727	0
		6	0	0	0	0	0	0	0	0	2.2272	10
	G.G.Ç		1.8639	1.8639	2.2338	2.2553	3.0596	3.2585	3.8704	4.0829	5.3135	6.5977

Sonraki deneylerde, artan kullanıcı sayısının BCD, PTF ve ProNTO algoritmalarının başarımlarını nasıl etkilediği incelenmiştir. Şekil 2’de her bir algoritma tarafından elde edilen amaç fonksiyonunun,  $U_{ALGORİTMA}$ , HH+TDMA stratejisiyle elde edilen amaç fonksiyonundan,  $U_{HH+TDMA}$ , ne kadar farklı olduğu incelenmiştir. Bunun için “yüzdelerlik amaç fonksiyonu farkı” tanımlanmıştır. Yüzdelerlik amaç fonksiyonu farkı şu şekilde hesaplanmaktadır:

$$\text{Yüzdelerlik amaç fonksiyonu farkı} = \frac{U_{ALGORİTMA} - U_{HH+TDMA}}{U_{ALGORİTMA}} * 100$$

Şekil 2, “Makul yol kaybı” durumunda, artan kullanıcı sayısının *yüzdelerlik amaç fonksiyonu farkı* üzerindeki etkisini göstermektedir. Şekilde bahsedilen ortalama *yüzdelerlik amaç fonksiyonu farkı*, yukarıda bahsedilen 3 enerji harman durumunun (Düzenli, Düzensiz, Çok Düzensiz) ortalaması alınarak elde edilmiştir. Görüldüğü üzere, sistemdeki kullanıcı sayısı arttıkça, tüm algoritmaların başarımları artmakta ve HH+TDMA stratejisi ile aralarındaki fark fazlasıyla açılmaktadır. Dikkate değer başka bir sonuç ise, önerilen bulgusal algoritmaların, PTF ve ProNTO, BCD algoritmasının başarımlarını çok yakından takip etmesidir. Sistemde birkaç kullanıcı olduğu durumlarda, PTF ve ProNTO algoritmalarının başarımları birbirlerine çok yakinken, sistemde çok kullanıcı olduğu durumlarda, ProNTO PTF’ten daha yüksek bir *yüzdelerlik*

amaç fonksiyonu farkı'na ulaşmaktadır. Şekil 2'de, tüm durumlarda, ProNTO'nun BCD'den sadece %1 oranında daha kötü başarı gösterdiği de açıkça görülmektedir.



Şekil 6. Artan kullanıcı sayısı için BCD, PTF ve ProNTO algoritmalarının HH+TDMA stratejisine göre başarımı.

Bilindiği üzere yapılan tüm çalışmaların amacı orantılı adil bir şekilde veri akış hızını (throughput) enbüyütmektir. Dolayısı ile bahsi geçen algoritmaların kullanıcılar arası adil paylaşım bakımından nasıl olduğu da test edilmelidir. Sunulan algoritmalar tüm kullanıcılara adil davranmakta mıdır? Bu sorunun cevabını belirlemek amacıyla, literatürde etkili bir eşitlik ölçütü olarak tanımlanan Jain's fairness index (FI) kullanılmıştır. Bu ölçüte göre FI değeri 1'e ne kadar yakınsa, kullanılan metot da bu kriter bakımından o kadar iyi, yani adildir.

Tablo 2'de görüldüğü üzere, sistemde kaç kullanıcı olursa olsun, enerji harmanlama düzeni ne olursa olsun, tüm algoritmalar HH+TDMA stratejisinden çok daha adil bir sonuca ulaşmaktadır. Kullanıcı sayısı az olduğunda (dolayısı ile yol kaybı az olduğunda), yüzdelerik amaç fonksiyonu farkı azalsa da, bu durumlarda PTF ve ProNTO algoritmalarının adalet başarımları artmaktadır. Ayrıca, bütün enerji harmanlama durumları (*Düzenli*, *Düzensiz*, *Çok Düzensiz*) göz önünde bulundurulduğunda, PTF'in ProNTO'dan, çok az da olsa, daha adil olduğu görülmektedir. Sonuç olarak, ProNTO'nun başarımının (yüzdelerik amaç fonksiyonu farkının) PTF'ten yüksek olması adaletten taviz vermesiyle mümkün olmaktadır.

**Tablo 2. PTF, PRONTO ve BCD algoritmalarının çeşitli kullanıcı sayıları için eşitlik indisi (FI) bakımından karşılaştırılması.**

Kullanıcı Sayısı	Adalet Ölçütü (FI)											
	Düzenli				Düzensiz				Çok Düzensiz			
	HH+TDMA	PTF	ProNTO	BCD	HH+TDMA	PTF	ProNTO	BCD	HH+TDMA	PTF	ProNTO	BCD
2	0.9989	0.9949	0.9997	0.9911	1.0000	0.9944	0.9998	0.9915	0.9079	0.9844	0.9997	0.9855
3	0.9667	0.9813	0.9931	0.9744	0.8079	0.9972	0.9501	0.9672	0.6398	0.9755	0.9633	0.9635
4	0.9333	0.9484	0.9781	0.9439	0.6520	0.9018	0.8917	0.9288	0.8035	0.8822	0.9642	0.9032
5	0.7487	0.9650	0.8568	0.9034	0.5554	0.8969	0.9360	0.8921	0.5764	0.8913	0.8308	0.8455
6	0.8425	0.8291	0.9059	0.8426	0.5594	0.7804	0.7842	0.8147	0.3123	0.9141	0.6706	0.7941
7	0.6796	0.8567	0.7783	0.7842	0.5399	0.8627	0.6613	0.7115	0.1958	0.8098	0.5695	0.7186
8	0.5800	0.8172	0.6582	0.7100	0.3554	0.7736	0.5627	0.6355	0.2456	0.6257	0.6915	0.6466

#### 4.1.1 Çevrimiçi (Online) Problemin Çözümünde Kullanılan Enerji Öngörü (Kestirim) Algoritmaları:

Bu bölümde, bir güneş paneli tarafından harmanlanıp Bİ'nin kullanımına sunulan enerji miktarlarını öngörmek amacıyla, bu dönem dahilinde geliştirilen algoritmalar ile ilgili bilgi sunulmaktadır. Çalışmalar dahilinde tasarlanan enerji öngörü algoritmaları, yarım-saatlik veriler üzerinden çalışmaktadır. Bir günde, 24 saat ve dolayısıyla da 48 adet yarım-saat olduğundan, bir gün içinde 48 adet enerji tahmini yapılması gerekmektedir. Önerilen algoritmalar aşağıda özetlenmiştir.

##### Ortalama Bazlı Enerji Öngörü Algoritması, S-SEP:

S-SEP (Simple Solar Energy Predictor), en basit haliyle, bugüne ait k'inci yarım saatte harmanlanacak enerji miktarını, önceki iki güne ait k'inci yarım saatlerde harmanlananan enerjilerin ortalaması olarak öngörmektedir. Örneğin, S-SEP'e göre; bugün saat 12:30'da harmanlanacak olan enerji miktarı, dün saat 12:30'da ve bir önceki gün saat 12:30'da harmanlanan enerjilerin ortalaması şeklinde tahmin edilir. Bu kadar basit ve doğal olarak hatalı olabilecek bir tahmin ile ne kadar başarımlı elde edilebileceğini görmek çizelgeleme başarımının tahmin kalitesine hassasiyetini anlamak bakımından tercih edilmiştir.

##### Kalman-Filtre Tabanlı Enerji Öngörü Algoritması, K-SEP:

K-SEP (Kalman based Solar Energy Predictor), Kalman-filtre tabanlı bir algoritma olup, bu algoritmanın çalışması için gerekli durum ve ölçüm modelleri (**Tekbiyik vd., 2013**)’te sunulmuştur. Bu modellere göre; herhangi bir günün (k+1)’inci yarım saatinde harmanlanacak enerji miktarı, aynı günün k’inci yarım saatinde harmanlanmış olan enerji miktarıyla, aynı günün k’nci yarım-saatinde alınmış güneş radyasyonu değeriyle, ve bir önceki günün (k+1)’nci yarım-saatinde harmanlanmış olan enerji miktarıyla ilişkilidir. Bu ilişkiyi belirleyen katsayılar ve Kalman filtresinin uygulanması hakkında ilgili konferans bildirisinde bulunmaktadır.

PTF-On algoritmasını çalıştırabilmek için 24 saatlik bir kestirim düzeni gerektirmektedir. Yani her yarım saat başında, bir sonraki 24 saat için öngörü yapılarak, 48 yarım-saatte gelecek olan enerji miktarları hesaplanmalıdır. S-SEP algoritması herhangi bir gündeki kestirimi o gün içindeki değerlere dayandırmazken, K-SEP algoritması çalışabilmek için, her kestirim için yarım saat öncesinin bilgisine ihtiyaç duymaktadır. Beklendiği üzere daha doğru bir kestirim elde etmektedir. Bu sebepten dolayı, PTF-On algoritmasında, K-SEP ve S-SEP beraber kullanılarak enerji tahminleri yapılmaktadır. Rapor boyunca anlatılan detayların bütünlük sağlaması açısından, PTF-On algoritması anlatılmadan önce, offline PTF algoritması ile ilgili ayrıntılar aşağıda sunulmaktadır.

### **Çevrimdışı (Offline) PTF Algoritması:**

PTF (Power Time Fair) algoritması problemin çözümüne yönelik karakteristik özelliklerin incelenmesi üzerine önerilmiş olan offline bir algoritmadır. Dolayısıyla, bir *çizelgeleme periyodu* boyunca gelecek tüm enerjilerin önceden bilindiği düşünülerek tasarlanmıştır. PTF algoritması şu şekilde çalışmaktadır:

**1) Gönderi gücü atama:** Aşağıda anlatılan kurallara uyarak ZD’ler boyunca azalmayan gönderi güçleri atanır:

**a)** ZD *i*’den, ZD *i+1*’e geçerken : Eğer harmanlanan enerji miktarı azalıyor, ZD *i*’den ZD *i+1*’e  $\Delta$  kadar enerji aktarılıp her iki ZD’deki gönderi güçleri eşitlenir. Bu işlem, *çizelgeleme periyodu* boyunca tüm ZD’ler için atanan gönderi güçleri azalmayan bir seri oluşturana kadar devam ettirilir. Böylelikle, sanal bir “azalmayan güç akışı” elde edilir.

b) Elde edilen “sanal azalmayan güç akışı” esas alınarak, her ZD başında sanal olarak harmanlanan enerji miktarı, o ZD’de harcanır. Böylelikle, ZD’ler boyunca azalmayan gönderi güçleri atanmış olur.

**2) Zaman dilimi atama:** 1)’de elde edilen çizelge için; ( $T$  uzunluğundaki) bir ZD’nin kullanıcı  $n$ ’ye atanması durumunda, kullanıcı  $n$ ’ye gönderilecek olan bit sayısı şu şekilde ifade edilsin;  $B_{nt} = R_{nt}T$ . Birinci ZD, o ZD içerisinde en yüksek veri hızına,  $R_{nt}$ , sahip olan kullanıcıya atanır. Daha sonraki ZD’ler için ise şu kural uygulanır: Her ZD’nin başında,  $t \in \{2, \dots, K\}$ , en yüksek  $\beta$ ’ya sahip olan kullanıcı belirlenerek, (kullanıcı  $n$  için,  $\beta_n = \frac{B_{nt}}{\sum_{i=1}^t B_{ni}}$  şeklinde hesaplanmaktadır.), tüm ZD bu kullanıcıya atanır. Eğer, birden çok kullanıcı aynı  $\beta$ ’yı paylaşıyorsa, o ZD kanalı en iyi olan kullanıcıya atanır.

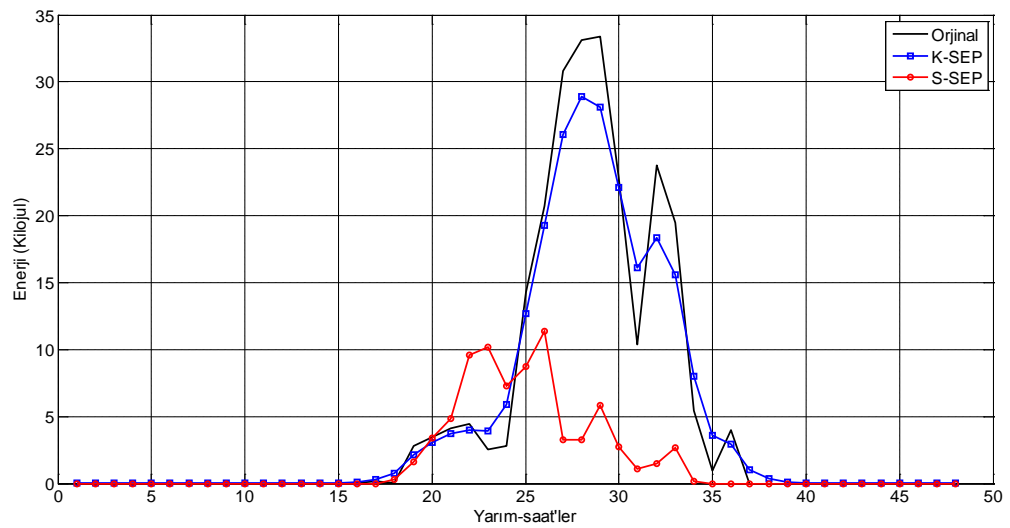
### **PTF-On Algoritması:**

PTF-On algoritması, yukarıda anlatılan enerji harmanlama modeline uygun olarak çalışmakta ve, hem günler arası şablon periyodikliğini hem de gece boyunca  $B_1$ ’nin enerjisiz kalacağı durumları iyi yansıtabilmek için, bir günün ortasından (12:00) ertesi günün ortasına kadar geçen süreçte çalışmasını tamamlamaktadır. PTF-On algoritması enerji öngörü algoritmaları ile PTF algoritmasının kombinasyonundan oluşmaktadır. PTF-On algoritmasının çalışma prensibi Şekil 2’de görselleştirilmiş olmakla birlikte şu şekilde özetlenebilir: Bugün saat 12:00 itibarı ile, *çizelgeleme periyodu* başlamıştır. Saat 12:00’deki enerji miktarı şu anda (saat 12:00’de) bilinmektedir. Bu değer K-SEP algoritmasıyla kullanılarak saat 12:30’daki enerji miktarı öngörülmektedir. Saat 13:00 ve sonrasındaki 46 yarım-saatte gelecek olan enerji miktarları henüz K-SEP ile tahmin edilemeyeceğinden, bu tahminler için S-SEP kullanılmaktadır. Böylelikle, saat 12:00 ile başlayan bir sanal *çizelgeleme periyodu* boyunca gelecek olan tüm enerjiler bilinmektedir ve PTF algoritmasının ilk kısmı kullanılarak bu sanal *çizelgeleme periyodu* boyunca atanması gereken gönderi güçleri hesaplanır ve ikinci kısmı kullanılarak ilk ZD, ilgili giriş düğümüne atanır. Bu çizelgenin ilk elemanları (ilk ZD için gönderi gücü ve ZD’nin kime atanacağı bilgisi) kullanılarak, ilk ZD için çizelge tamamlanır. Artık saat 12:30 olmuştur. Bu durumda saat 12:30’da gelen enerji bilinmektedir. Tahmin edilen enerjinin gerçekte gelen enerji ile aynı olmamasından kaynaklanan, bir önceki ZD’den kalan enerji, gerçekte gelen enerjiye eklenerek, ve, 12:30 ile başlayan yeni bir sanal *çizelgeleme periyodu* oluşturularak aynı işlemler tekrarlanır. Yani yine 48 yarım-saat boyunca gönderi

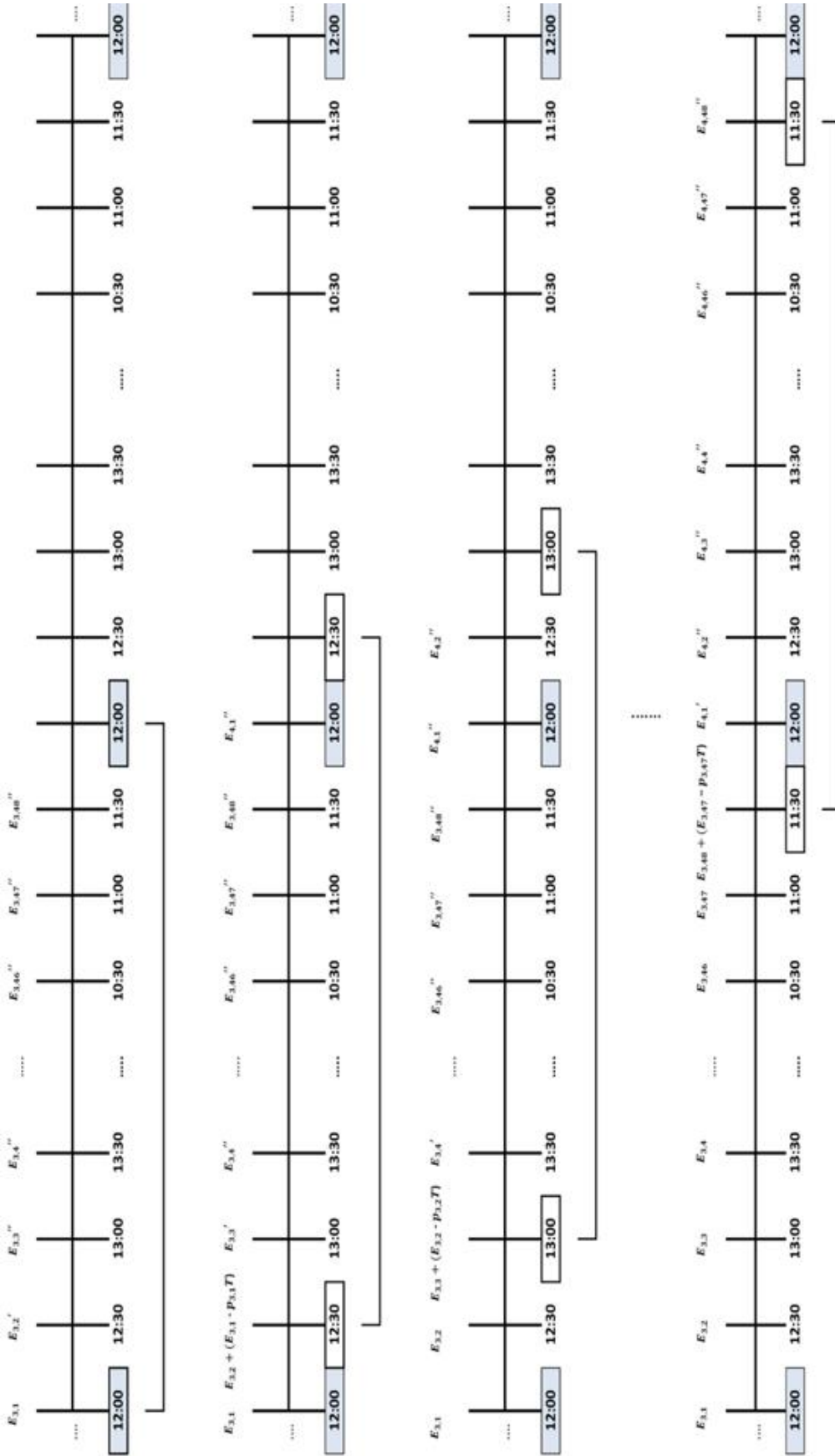
güçleri belirlenir, ve bu gönderi güçlerinden sadece ilki (o sanal çizelgeleme periyodu'nun ilk ZD'si) o ZD'de kullanılır. ZD'nin kime atanacağı da yine PTF'in ikinci kısmına göre belirlenmektedir. Bu işlemler 48 yarım-saat'in herbiri için tekrarlanmakta ve böylelikle online bir algoritma oluşmaktadır.

#### 4.1.2 Sayısal Örnekler ve Benzetim Sonuçları:

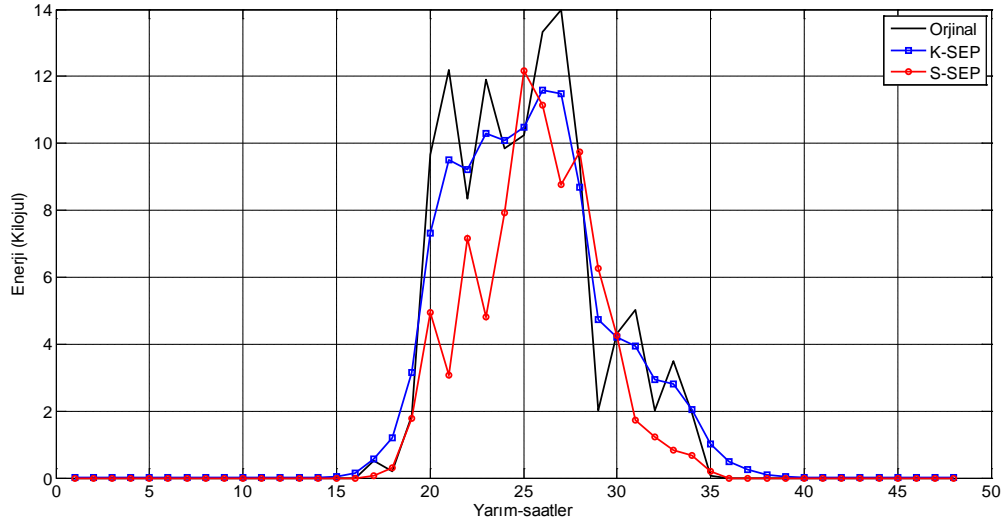
Bu bölümde, dönem içinde yapılan çalışmalar sonucu tasarlanan, S-SEP, K-SEP ve PTF-On algoritmalarının başarımını gösteren sayısal sonuçlar sunulmaktadır. Öncelikle, S-SEP ve K-SEP algoritmaları birçok benzetimle test edilmiştir. Bu testler için, 2009 yılının Ekim ayının ilk iki haftasına ait değerler kullanılmıştır. S-SEP ve K-SEP'in başarımları üç farklı gün için aşağıda gösterildiği şekildedir. Görüldüğü üzere, K-SEP, S-SEP'e göre daha üstün bir başarımla göstermektedir.



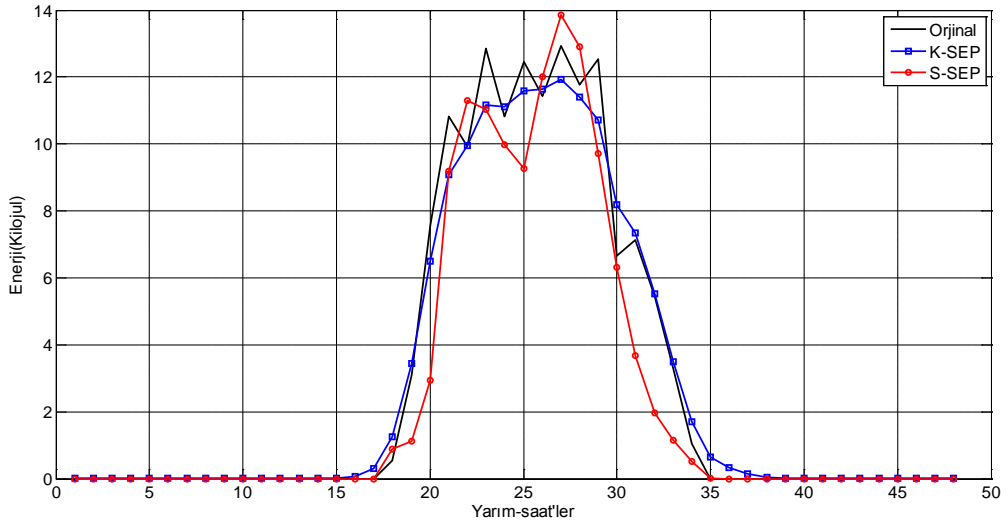
Şekil 7 S-SEP ve K-SEP algoritmalarının 04.10.2009 tarihine ait başarımları.



Şekil 8. PTF-On algoritmasının çalışma prensibi.



Şekil 9. S-SEP ve K-SEP algoritmalarının 10.10.2009 tarihine ait başarımları.



Şekil 10. S-SEP ve K-SEP algoritmalarının 11.10.2009 tarihine ait başarımları.

PTF-On için yapılan benzetimlerde, bant genişliği ve gürültü için şu değerler kullanılmıştır:  $W = 10\text{MHz}$ ,  $N_o = 10^{-19}\text{ W/Hz}$ . Geniş bir alanda üç adet KAA'nın ve dolayısıyla, üç adet geçit düğümünün olduğu düşünülmüştür. Geçit düğümlerinin iletim gücü yol kayıpları sırası ile 78, 92 ve 100 dB'dir. Bu sistemde, online PTF-On algoritmasının başarımları, offline PTF algoritmasının başarımları ile karşılaştırılmıştır. İki



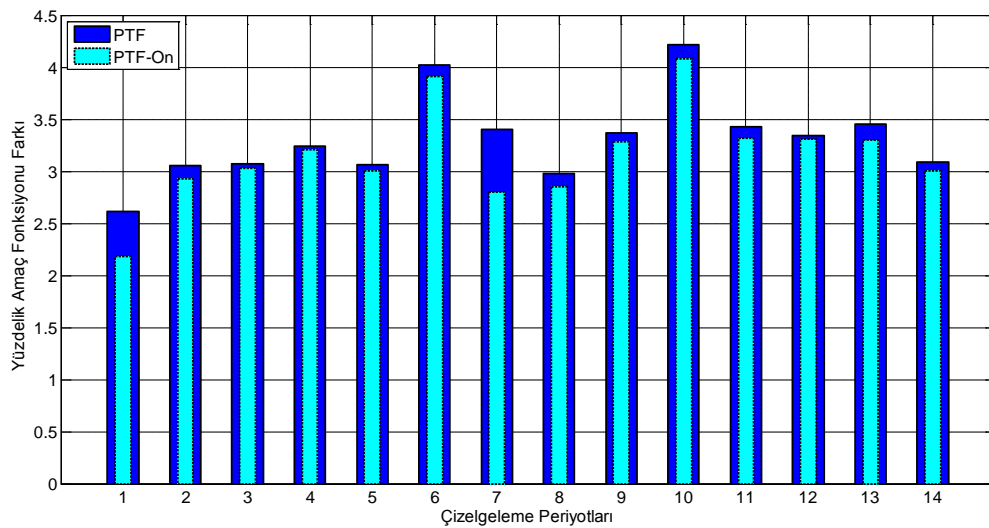
hafta için, yani 03/10/2009 saat 12:00'den 17/10/2009 saat 12:00'ye kadar, 24 saatlik, on dört çizelgeleme periyodu boyunca testler yapılmıştır. Hem PTF-On algoritmasının başarımını test etmek, hem de PTF'in başarımı ile karşılaştırmak amacıyla, her bir algoritma tarafından elde edilen amaç fonksiyonunun,  $U_{ALGORİTMA}$ , HH+TDMA (Bir önceki dönem raporunda anlatıldığı üzere: HH+TDMA: gönderi gücü için "Harmanlananı Harca", HH, zaman dilimi için ise TDMA kullan, demektir. ) stratejisiyle elde edilen amaç fonksiyonundan,  $U_{HH+TDMA}$ , ne kadar farklı olduğu incelenmiştir. Bunun için "yüzdik amaç fonksiyonu farkı" tanımlanmıştır. Yüzdik amaç fonksiyonu farkı şu şekilde hesaplanmaktadır:

$$\text{Yüzdik amaç fonksiyonu farkı} = \frac{U_{ALGORİTMA} - U_{HH+TDMA}}{U_{ALGORİTMA}} * 100$$

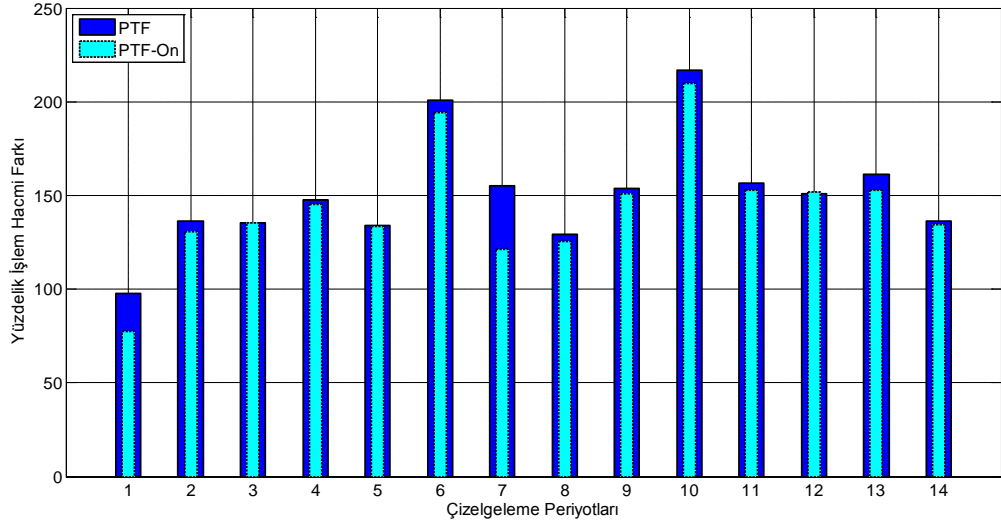
Bilindiği üzere yapılan tüm çalışmaların amacı *orantılı adil* bir şekilde gönderilen veri miktarını (throughput) enbüyütmektir. Bu sebeple, yüzdik işlem hacmi farkı da aşağıdaki gibi hesaplanmaktadır.

$$\text{Yüzdik işlem hacmi farkı} = \frac{\text{İşlem\_hacmi}_{ALGORİTMA} - \text{İşlem\_hacmi}_{HH+TDMA}}{\text{İşlem\_hacmi}_{ALGORİTMA}} * 100$$

Elde edilen sonuçlar Şekil 6 ve Şekil 7'de sunulmuştur. Bu sonuçlar, online (önceden-bilgisiz) PTF-On algoritmasının başarımının, hem amaç fonksiyonu hem de işlem açısından, offline (önceden-bilgili) PTF algoritmasının başarımına çok yakın olduğunu göstermektedir.



Şekil 11. Bir dizi (14 adet) çizelgeleme periyodu boyunca, PTF ve PTF-On algoritmaları kullanılarak HH+TDMA yöntemine göre amaç fonksiyonu cinsinden elde edilen başarımların karşılaştırılması.



Şekil 12. Bir dizi (14 adet) çizelgeleme periyodu boyunca, PTF ve PTF-On algoritmaları ile, HH+TDMA'a göre fazladan gönderilen veri miktarı.

## 4.2 Yayın Kanalı ve Aşağıkanal Çizelgeleme Politikası DRSP (UROP)'nin RR (Çevrimsel Sıralı) Temelli Çizelgeler ile Karşılaştırmalı Başarımını Gösteren Sayısal Sonuçlar

Tasarımı ve çalışma şekli Yöntem bölümünde tanıtılmış olan DSRP algoritması ile elde edilen başarımların sonuçları bu bölümde sunulmaktadır. Öncelikle, düzgün olmayan (nonuniform) trafiğin 4 farklı durumu göz önünde bulundurularak benzetimlerin sonuçları özetlenmektedir. Bu dört durum şunlardır: Yüksek yoğunluk-Bağımsız EH süreci, Düşük yoğunluk-Bağımsız EH süreci, Yüksek yoğunluk-Markov EH süreci, ve Düşük yoğunluk-Markov EH süreci.

Yeterince uzun bir ufukta, herhangi bir RR ile miyop politikanın veriminin aynı olduğu (çünkü FM'in sonlu ufuk boyunca sensörlerden topladığı toplam veri paketi sayısının  $m - k = 100 - 10 = 90$ 'ı geçemeyeceği) Bilimsel ek 2'de gösterilmiştir. Bu yüzden benzetimlerde UROP (DRSP)'nin verimi rastgele bir Round-Robin (Çevrimsel Sıralı) politika ile karşılaştırılmıştır. Bu dört farklı durumun her birinde  $m = 100$  ve  $k = 10$  olarak sonsuz batarya ve sonlu batarya ( $B_i = 50$ ) durumları altında DSRP'nin ve Round-Robin'in verimleri incelenmektedir. Ayrıca her durumda  $m = 103$  ve  $k = 10$  olarak sonsuz batarya ve sonlu batarya ( $B_i = 50$ ) kabulleri altında UROP (DRSP)'nin

verimi de incelenmektedir. RR ise  $m = 103$  ve  $k = 10$  olan bir durumda,  $m/k$  oranı tam sayı olmadığı için uygulanamayan bir politikadır.

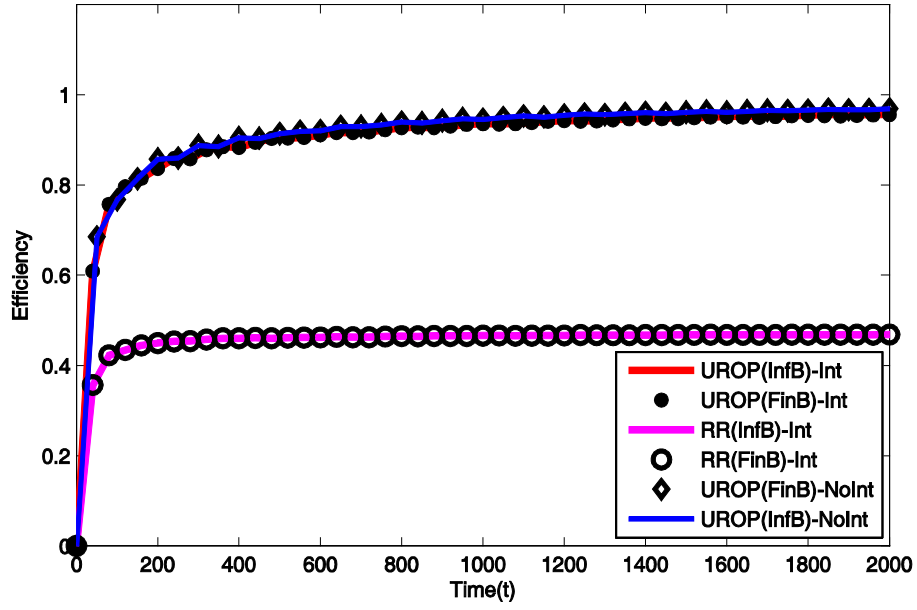
Aşağıda, her bir grafikte verilen 6'şar adet eğriyi tanımlayan kısaltmaların tablosunda yazan kısaltmaların her birinin ne anlama geldiği belirtilmektedir:

- 1) **UROP (InfB)-Int**: UROP-Sonsuz batarya,  $m=100$ ,  $k=10$
- 2) **UROP (FinB)-Int**: UROP-Sonlu batarya  $B_i = 50$ ,  $m=100$ ,  $k=10$
- 3) **RR (InfB)-Int**: RR-Sonsuz batarya,  $m=100$ ,  $k=10$
- 4) **RR (FinB)-Int**: RR-Sonlu batarya  $B_i = 50$ ,  $m=100$ ,  $k=10$
- 5) **UROP (InfB)-NoInt**: UROP-Sonsuz batarya,  $m=103$ ,  $k=10$
- 6) **UROP (FinB)-NoInt**: UROP-Sonlu batarya  $B_i = 50$ ,  $m=103$ ,  $k=10$

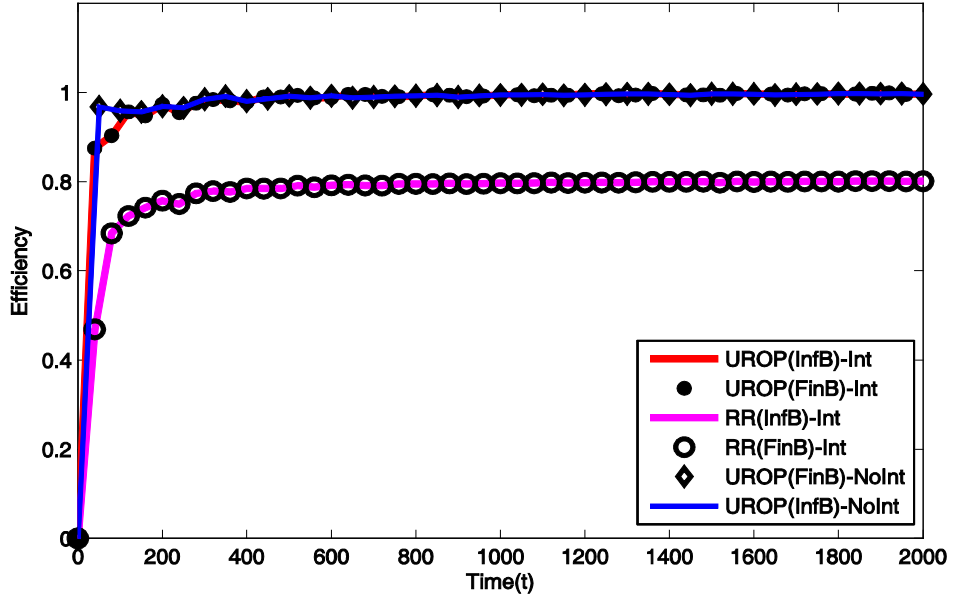
Yüksek yoğunluk ( $D = 0.975$ ) sensörlerden 25'inin yoğunluğu  $D_i = 3$  ve geriye kalanın yoğunluğu  $D_i = 0.3$  alınarak oluşturulmuştur. Düşük yoğunluk ( $D = 0.2$ ) ise sensörlerden 5'inin yoğunluğu  $D_i = 2.1$  ve geriye kalanın yoğunluğu  $D_i = 0.1$  alınarak oluşturulmuştur.

Yukarıda belirtilen 4 durum için benzetim yapılmış ve her durumda hem sonlu hem sonsuz batarya kabülü altında UROP(DRSP)'in veriminin %100'e yakın (%95'in üzerinde) olduğu gözlemlenmiştir. Round-Robin'in veriminin ise özellikle yüksek yoğunlukta ( $D=0.975$ )'te çok düştüğü ve eniyi politikadan çok uzaklaştığı gözlemlenmiştir. Sonuçlar aşağıdaki grafiklerde sunulmaktadır.

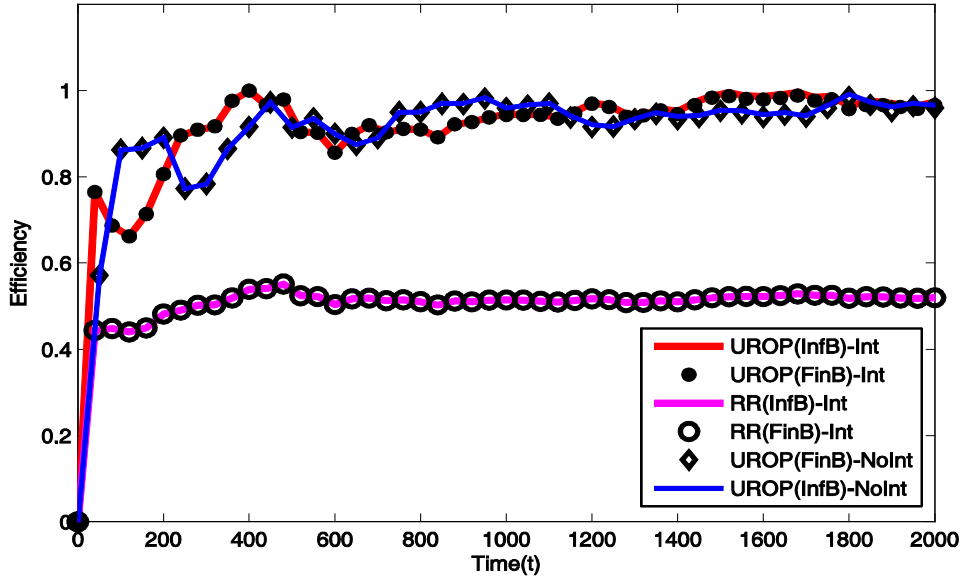
Burada dikkat çeken bir nokta UROP(DRSP)'in veriminin sonlu ve sonsuz batarya durumlarında birbirine yakın olmasıdır. Dikkat çekici diğer bir sonuç da UROP (DRSP)'in  $m/k$  oranı tam sayı olmadığı ( $m=103$ ,  $k=10$ ) durumdaki veriminin tam sayı olduğunda ( $m=100$ ,  $k=10$ ) olan verimine yakın olmasıdır. Bu sonuçlar, UROP (DRSP)'in her durumda pratik olarak uygulanabilecek, eniyi politikaya çok yakın verimi olan bir politika olduğunu gösterir.



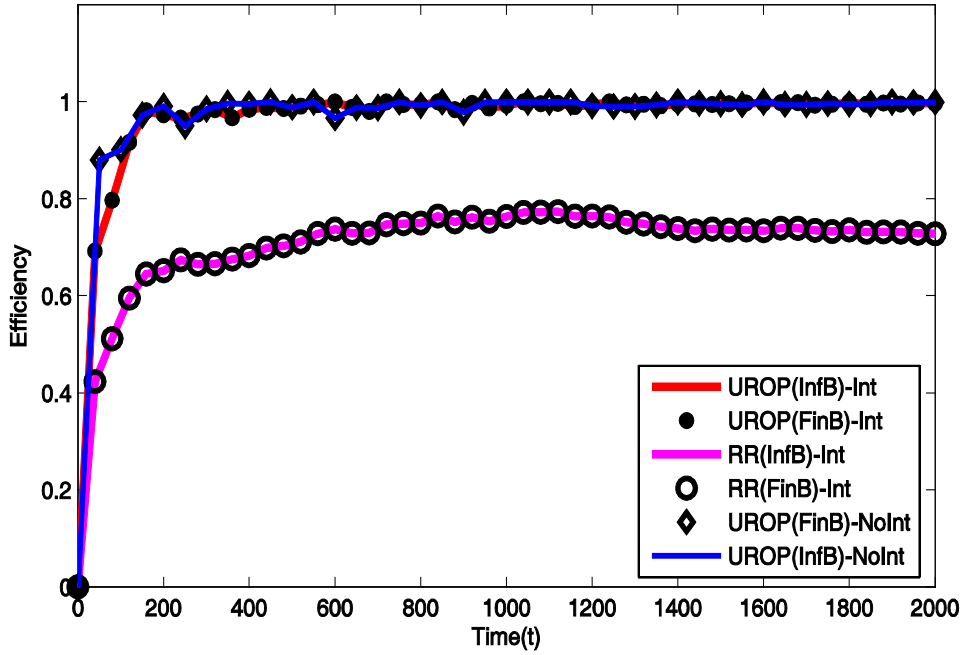
Şekil 13. Yüksek yoğunluk( $D=0.975$ )-Bağımsız EH ve DA süreci varsayımı altında zaman ufku uzunluğuna göre UROP (DRSP) ve RR politikalarının, m/k oranı tamsayı olduğu ve olmadığı durumlarda, sonlu ve sonsuz batarya altında elde ettikleri verimi gösteren benzetim sonucu. Kısaltmaların tanımları yukarıda açıklanmıştır.



Şekil 14. Düşük ortalama yoğunluk ( $D=0.2$ )-Bağımsız EH ve DA süreci varsayımı altında zaman ufku uzunluğuna göre UROP (DRSP) ve RR politikalarının, m/k oranı tamsayı olduğu ve olmadığı durumlarda, sonlu ve sonsuz batarya altında elde ettikleri verimi gösteren benzetim sonucu. Kısaltmaların tanımları yukarıda açıklanmıştır.



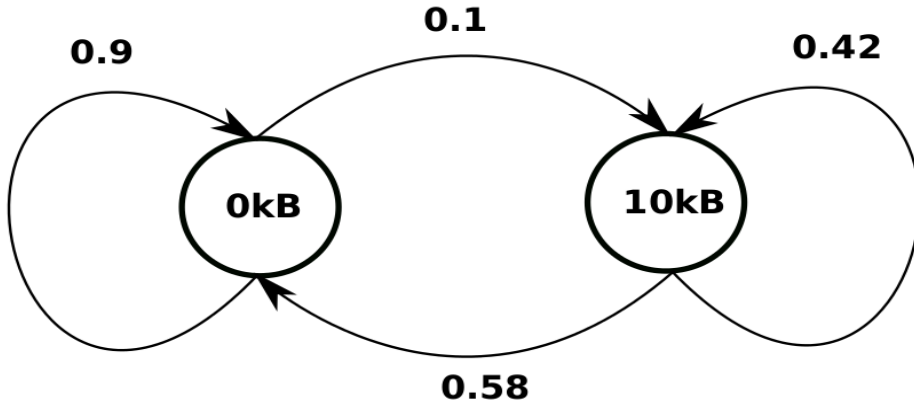
Şekil 15. Yüksek yoğunluk( $D=0.975$ )- Markov EH and DA süreci varsayımı altında zaman ufku uzunluğuna göre UROP (DRSP) ve RR politikalarının, m/k oranı tamsayı olduğu ve olmadığı durumlarda, sonlu ve sonsuz batarya altında elde ettikleri verimi gösteren benzetim sonucu. Kısaltmaların tanımları yukarıda açıklanmıştır.



Şekil 16. Düşük yoğunluk( $D=0.2$ )-Markov EH ve DA süreci varsayımı altında zaman ufku uzunluğuna göre UROP (DRSP) ve RR politikalarının, m/k oranı tamsayı olduğu ve olmadığı durumlarda, sonlu ve sonsuz batarya altında elde ettikleri verimi gösteren benzetim sonucu. Kısaltmaların tanımları yukarıda açıklanmıştır.

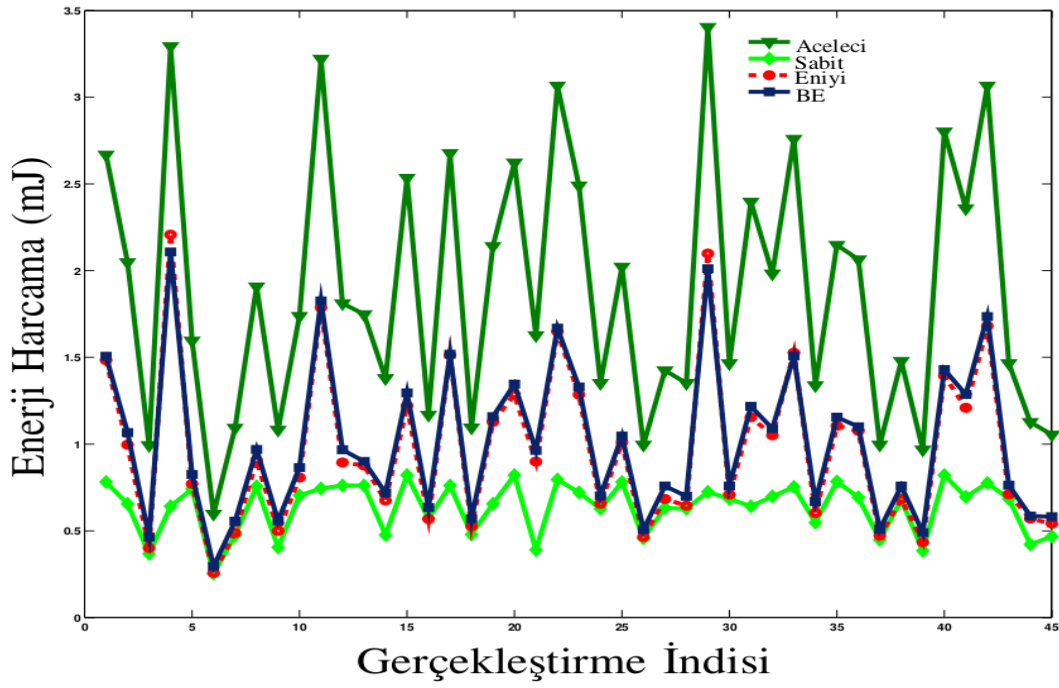
### 4.3 Beklenen Eşik Değer Algoritmasının Analitik ve Benzetimlerde Görülen Başarım Sonuçları

Dinamik programlama ile bulunan eniyi politikayı Beklenen Eşikdeğer Tembel Çizelgeleme (BE) Politikası karşılaştırmak amacıyla bir benzetim deneyi yapılmıştır. Aceleci ve sabit politikalarda bu karşılaştırmaya dahil edilmiştir. Paketlerin gelişi için iki durumlu ve ayırık zamanlı bir Markov süreci düşünülmüştür. Birinci durum paket gelmemesine karşılık gelirken, ikinci durum 10kB boyutunda bir paketin gelmesine karşılık gelmektedir. Bu süreçteki geçiş olasılıkları aşağıdaki şekilde gösterilmiştir:

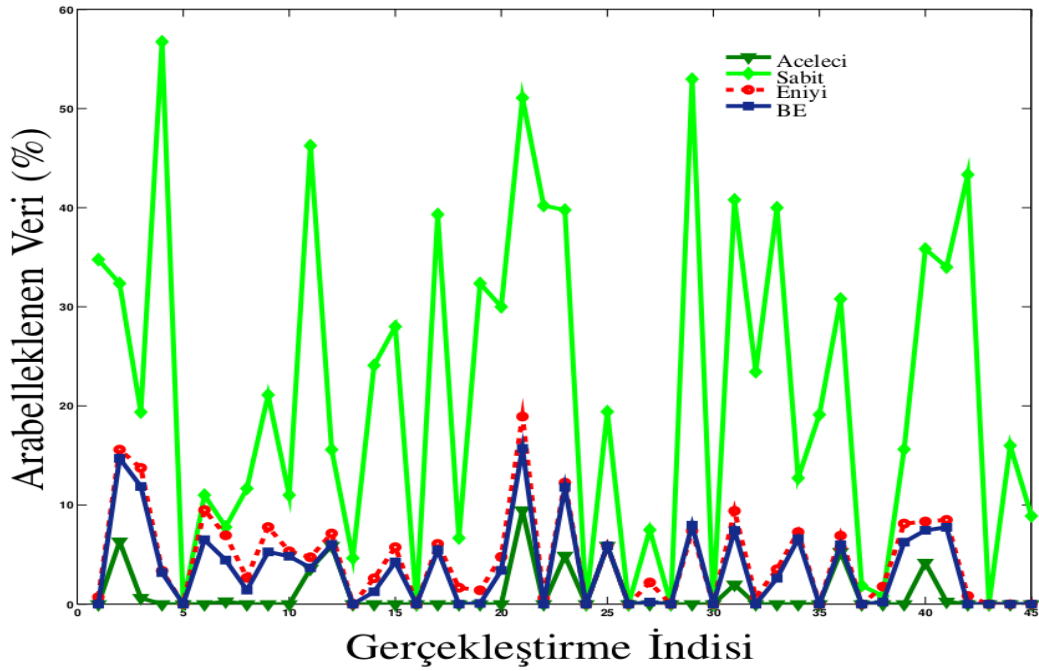


Yukarıdaki olasılıklar ile seçilen paket geliş süreci ortalama olarak 12 Mbit/s veri hızının biraz altında olduğundan sabit politikanın veri hızı 12 Mbit/s olarak ayarlanmıştır. Veri hızları için 802.11g standardındaki (6, 9, 12, 18, 24, 36, 48, 54 Mbit/s ) veri hızları kümesi seçilmiştir. Bu veri hızlarına karşılık gelen ortalama güç tüketimleri hesaplanırken bant sınırlı ve toplamalı beyaz Gauss gürültüsü (AWGN) kanalın Shannon kapasitesine ulaşan bir kodlama ve modülasyonun gerektireceği güç tüketimi baz alınmıştır. Bu kanalın spektral gürültü yoğunluğu 0.83nW/Hz alınırken bant genişliği yine 802.11 standardı düşünülerek 20 MHz olarak alınmıştır. Ceza fonksiyonu  $C(b)$ ,  $3p(b/3)$  olarak seçilmiş; buna karşılık olarak da BE politikasının uzatma parametresi 3 olarak alınmıştır.

Farklı algoritmaların performans karşılaştırmaları hem toplam enerji harcaması hem de iletim süresi bitiminde veri arabelleğinde kalan verilerin iletim süresi boyunca gelen toplam verilere yüzdelik oranı üzerinden yapılmıştır. de sırasıyla politikaların toplam enerji harcamaları ve arabelleklenen veri yüzdeleri farklı gerçekleştirmeler için gösterilmiştir.



Şekil 17. Aceleci, Sabit veri hızı, Eniyi ve Beklenen Eşikdeğer (BE) politikalarının toplam enerji harcamaları açısından farklı paket geliş süreci gerçekleştirmeleri açısından karşılaştırması. Her bir nokta, rastgele oluşturulan farklı bir paket geliş sürecine karşılık gelmektedir.



Şekil 18. Aceleci, Sabit veri hızı, Eniyi ve Beklenen Eşikdeğer (BE) politikalarının arabelleklenen veri yüzdeleri açısından farklı paket geliş süreci gerçekleştirmeleri açısından karşılaştırması. Her bir nokta, rastgele oluşturulan farklı bir paket geliş sürecine karşılık gelmektedir.

Şekil 1 de sabit veri hızı politikasının diğer politalara göre daha az enerji harcadığı görülüyor ancak buna karşın Şekil 2 de sabit veri hızı politikasının veri arabellekleme yüzdesi bakımından daha kötü bir performans sergilediği görülüyor. Benzer bir şekilde, aceleci politakanın veri arabellekleme yüzdesi düşük olsa da yüksek enerji harcaması diğer politikalara göre çok yüksektir. Aslında bu da politikaların enerji harcama ve veri arabellekleme yüzdesi performansları arasında bir ödünleşim olduğunu göstermektedir. İki performans kriteri açısından da başarılı olan politikaların eniyi ve BE politikaları olduğu gözlemlenmiştir. Önerilen BE politikasının hem enerji harcaması hem de veri arabellekleme yüzdesi bakımından eniyi politikaya çok yakın çalıştığı görülmüştür.

#### **4.4 Beklenen Eşik Değer Algoritmasının ve Alternatif Yöntemlerin USRP Donanımı Üzerinde Uygulanması**

Bu deneysel çalışmada, Bölüm 3.2.1de tanıtılmış ve yukarıda bölün 4.3te benzetim sonuçları özetlenmiş bulunan enerji verimli çizelgeleme politikası olan “Beklenen Eşik Değer” (BED) politikası gerçek iletim ortamında gerçek zamanlı biçimde GNU Radio çerçevesi (framework) kullanılarak USRP donanımı üzerinde 802.11g standardı kodları kullanılarak uygulanmış ve gerçekleştirilmiştir. Bu uygulamada paket geliş süreci 2 durumlu bir Markov rastsal süreci ile modellenmiş ve BED politikası uygulanarak veri ara belleğindeki iletime hazır veri paketlerinin enerji bakımından en verimli şekilde iletilmesi hedeflenmiştir.

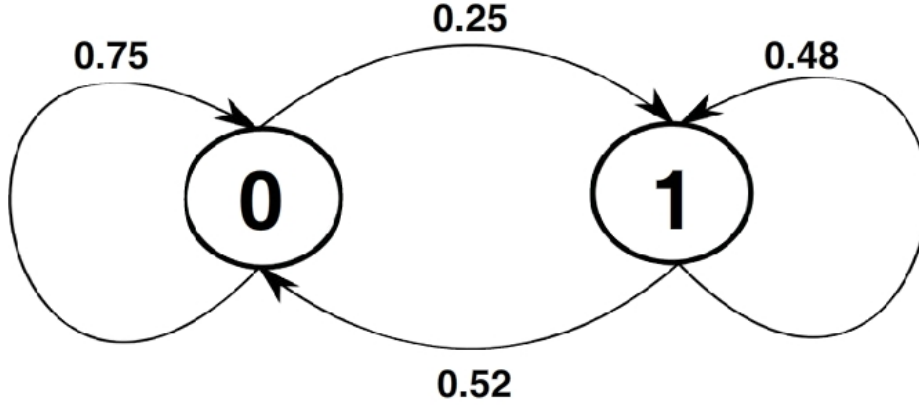
##### **4.4.1 Deneysel Kurgu**

Haberleşme sistemlerinde veri paketlerinin iletiminde kullanılan iletim hızlarına bağlı olarak karşı tarafa ulaşılan paketlerin sayısı (ve paket başarımları) değişmektedir. Elde bulunan donanım ile, 802.11n uyumlu ve aşağıda tanımlanacak olan çeşitli iletim rejimlerinde deneysel olarak elde edilen paket başarımları (PBO) aşağıdaki grafiklerde verilmektedir.

Gönderici tarafından gönderilen paketlerin tamamı alıcı tarafa ulaşmadığından, enerji kullanımını optimize etmek amacıyla paket başarımları ve anten kazancı arasındaki azalan dışbükey ilişki göz önünde bulundurularak alıcı tarafında belirli bir hedef paket başarımları oranı belirlenmiştir. Bu durum, hedeflenen paket başarımları oranına ulaşmak için her veri hızına karşılık bir anten kazancı belirlenmesini gerektirmektedir. Bu sayede düşük veri hızlarında anten kazancı gerçek zamanlı olarak düşürülerek fazladan enerji kullanılması engellenmiştir. Farklı veri hızları için belirli paket başarımları hedefi için gereken anten kazançları aşağıda gösterilmiştir.



#### 4.4.2 Uygulamada Paket Geliş Sürecini Oluşturmak için kullanılan Markov Modeli



Şekil 19. Paket Geliş Süreci için kullanılan Markov Zinciri Modeli

Şekil 17'deki durum geçiş diyagramındaki geçiş olasılık değerleri kullanılarak paket geliş süreci oluşturulmuştur. Durum-0 bir zaman diliminde hiç paket gelmemesini, Durum-1 ise önceden belirlenmiş sabit uzunlukta bir paketin geldiğini temsil etmektedir. Paket boyutunun önceden belirlenmiş ve sabit oluşunun özel bir sebebi bulunmamaktadır. Seçtiğimiz iletim hızları her zaman diliminde farklı olacağından ve bu iletim hızları gelen paketlerin tam katı olmayacağından, ayrıca kanal durumu nedeniyle rastgele kaybolan paketler nedeniyle, sonuç olarak arabellekte kalan veriler rastgele bir sürecin sonucu olacaktır.

#### Uyarlamalı Çizelgeleme Yapısı

Uyarlamalı çizelgeleme, veri arabelleğine gelen verilerin alıcı tarafa gönderilmesini gerçekleştirmek için harcanan enerjiyi kontrol edebilmek (enerji verimli çalışma sağlamak) için çıkış gücünü ve hızı veri arabellek durumuna göre uyarlama problemi. Yapılan deneysel çalışma, yukarıda kuramsal çalışmaların anlatıldığı bölümlerde tanımlanmış olan üç adet noktadan noktaya (tekkullanıcı bağlantısı) uyarlamalı çizelgeleme algoritmasının enerji tüketimi bakımından başarımlarını gerçek bir haberleşme ortamında incelenmesini içermektedir.

Problemin çözümünün gerçek bir haberleşme ortamında incelenmesinin temel sebebi, kuramsal çalışmada idealize varsayımlar altında elde edilen başarımlar oranlarının pratikte kullanılan RF uçbirimler ile, paket kayıpları vb. altında ve 802.11n ile belirlenen kipler çeşitlerinde, elde edilip edilmeyeceğidir. Ayrıca, proje önerisinde de belirtildiği gibi, bilgimiz dahilinde bu çalışma tembel çizelgelemenin ilk uygulaması olmaktadır.

Veri iletimi başlamadan önce çeşitli veri hızlarında hangi çıkış güçlerinde (çıkış gücü, anten kazancı adı verilen parametre ile kontrol edilmektedir) ne oranda paket başarımı sağladığı ölçülerek, istenilen düzeyde başarıma göre anten kazancı parametresi belirlenmiştir. Ancak, kanalın anlık olarak değişimini de göz önünde bulundurmak ve harcanan enerjiyi ölçmek adına iletimin sonunda her veri hızının başarımı hesaplanarak eksik kalan paketlerin tekrar gönderilmesi düşünülmüştür.

#### 4.4.3 Gerçekleme

İletim süreci “slot” adı verilen zaman dilimlerine ayrılmıştır. Her zaman diliminde veri arabelleğindeki veri miktarına bağlı olarak o zaman diliminde kullanılacak veri iletim hızı belirlenmektedir. Geçmiş zaman dilimlerinde gelen verilerden (paket geliş sürecinden) yola çıkılarak yapılan tahminle, gelecekteki zaman dilimlerinde gelmesi beklenen veri miktarı belirlenmektedir. Beklenen veri miktarını alıcıya iletebilmek için bundan sonraki zaman dilimlerinde kullanılması yeterli olacak veri hızı seçilerek o anki zaman dilimi için kullanılmaktadır. Bu çözüm, Bölüm 3.2.1de ifade edilmektedir.

#### 4.4.4 Eşik Değerlerin Belirlenmesi

İletim süresince önceden hedeflenen paket başarımlarına ulaşılabilmesi için her veri hızına karşılık belirli anten kazançları belirlememiz gerekmektedir. Anten kazancı sabit olduğunda, paket başarımları ve veri hızı arasındaki monoton azalan konveks ilişki bulunur. Bundan dolayı hedeflenen paket başarımlarına her veri hızında ulaşılabilmesi için farklı veri hızlarında farklı anten kazançları kullanıyoruz. Her veri hızında paket başarımlarını korumak için gereken anten kazançları ile veri hızları arasında monoton artan içbükey bir ilişki vardır. (Shannon kapasite formülü ya da daha genel olarak veri hızı-güç arasındaki içbükey ilişki) Bu anten kazançları iletim sırasında değiştirilerek düşük veri hızlarında, daha küçük anten kazancı seçilerek daha az enerji harcanması sağlanır. Belirlenen anten kazançları şu formülde kullanılarak her bir zaman diliminde harcanan enerji mJ cinsinden kaydedilmektedir:

$$E_{mJ} = T_{slot} * 10^{(13.5+anten\ kazancı)/10}$$

Her veri hızı için veri arabelleğindeki veri miktarına bağlı olan eşik değerler belirlenmesi gerekmektedir. Bu değerler belirlenirken Bölüm 3.1.2’de ifade edilen eşik değer formülü kullanılmıştır (Bacinoğlu ve Uysal-Bıyıkoğlu 2013). İlgili makalede belirtilen formül aşağıdaki gibi ifade edilebilir:

$$T_i = r_i * (n + a) - E[B|B_n^T] * (n-1)$$

$T_i$ : Birinci veri hızı için belirlenecek olan eşik değeri

$r_i$ : Birinci veri hızı

$n$ : Kalan zaman dilimi sayısı

$E[B|B_n^T]$ : Gelecek olan paketlerin beklenen değeri

$a$ : "Beklenen Eşikdeğer" politikasının süre bitimine kadar yollayamadığı paketlerin gönderilebilmesi için kuramsal olarak verilen uzatma zamanı.

Beklenen değer, geçmiş zamanlarda gelen paketlerin ortalaması alınarak hesaplanmıştır. Geçen zaman dilimlerinde gelen paketlerin aritmetik ortalaması alınarak kalan zaman dilimlerinde gelmesi beklenen veri miktarı hesaplanmıştır. Beklenen değerler hesaplandıktan sonra her veri iletim hızı için eşik değerler aşağıdaki gibi hesaplanmıştır:

$$T_1 = r_1 * (n + a) - E[B|B_n^T] * (n-1)$$

$$T_2 = r_2 * (n + a) - E[B|B_n^T] * (n-1)$$

$$T_3 = r_3 * (n + a) - E[B|B_n^T] * (n-1)$$

$$T_4 = r_4 * (n + a) - E[B|B_n^T] * (n-1)$$

Belirlenen eşik değerler ile veri arabelleğinde halihazırda bulunan veri miktarı karşılaştırılarak hangi veri hızında iletim yapılacağı seçilmiştir. Bu seçim algoritmasını basitçe şu şekilde gösterebiliriz:

$$\text{Arabellekteki veri miktarı} < T_1 \quad \Rightarrow r_1$$

$$T_1 < \text{Arabellekteki veri miktarı} < T_2 \quad \Rightarrow r_2$$

$$T_2 < \text{Arabellekteki veri miktarı} < T_3 \quad \Rightarrow r_3$$

$$T_3 < \text{Arabellekteki veri miktarı} < T_4 \quad \Rightarrow r_4$$

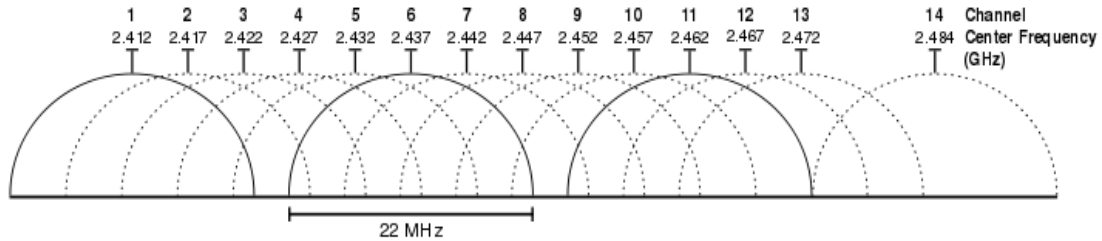
Paket başarımının hem veri hızı hem de paket boyundan etkilenmesi durumu göz önünde bulundurulduğunda gönderilen sembol miktarını sabit tutmak amacıyla belirlenen veri hızlarını temsil edecek şekilde Byte/zaman dilimi cinsinden veri hızları atanmıştır. Kullanılan 802.11g standardının veri hızları ve karşılık gelen Byte/zaman dilimi değerleri tabloda verilmiştir:

Rejim	Mbps	Byte/Zaman Dilimi	Bit/Sembol
2	9	53	1
4	18	106	2
6	36	212	4
8	54	318	6

**Tablo 3.** Uygulama deneyinde kullanılan 802.11g standardının veri hızları ve karşılık gelen Byte/Zaman Dilimi değerleri

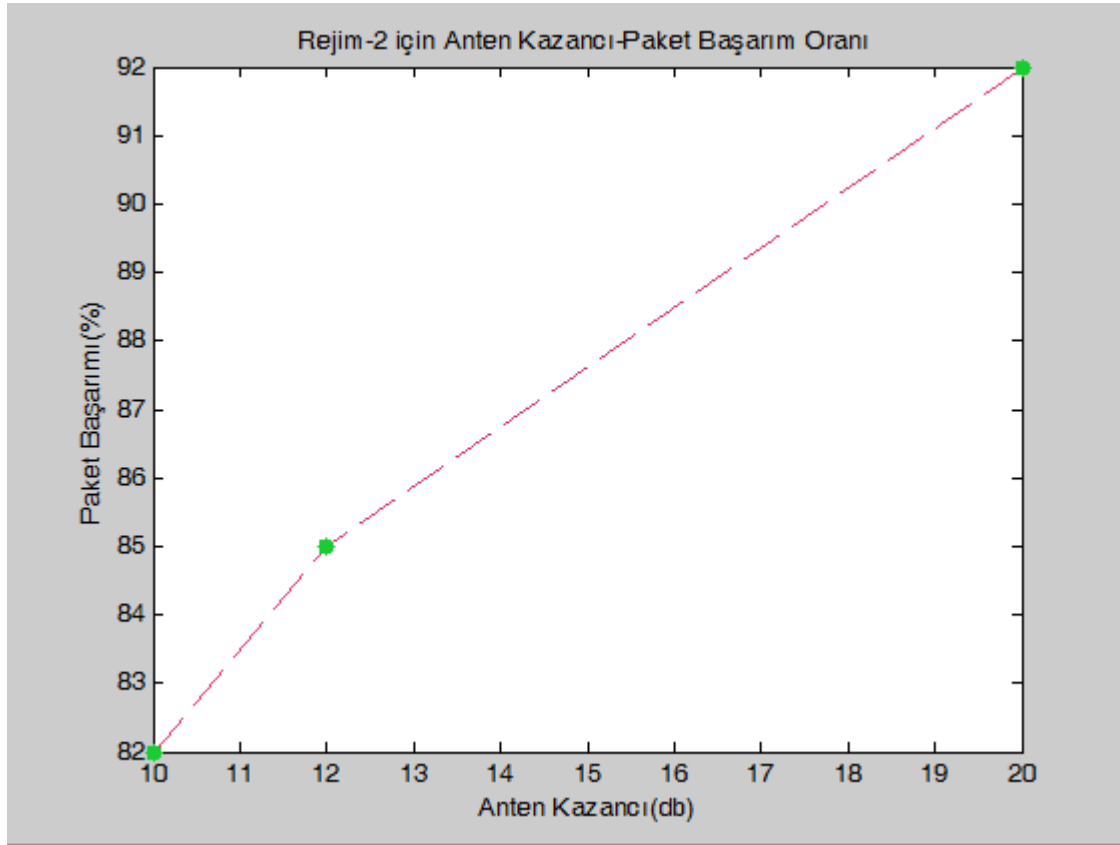
#### 4.4.5 Elde Edilen Grafikler ve Sayısal Sonuçlar

Amaçlanan, uyarlamalı çizelgelemenin gerçek bir haberleşme ortamındaki sonuçlarının tutarlılığının incelenmesidir. Bu amaç için kurulan haberleşme ortamında USRP N200 cihazı kullanılmıştır. Deneyler paket trafiğinin Wireshark yazılımı ile incelenmesi sonucu çok yoğun olmadığına kanaat getirilen kanallarda yapılmıştır. Kullanılan 802.11g standardında mevcut olan kanalların frekans aralıkları şekildeki gibidir:



**Şekil 20** 802.11g standardında mevcut olan kanalların frekans aralıkları

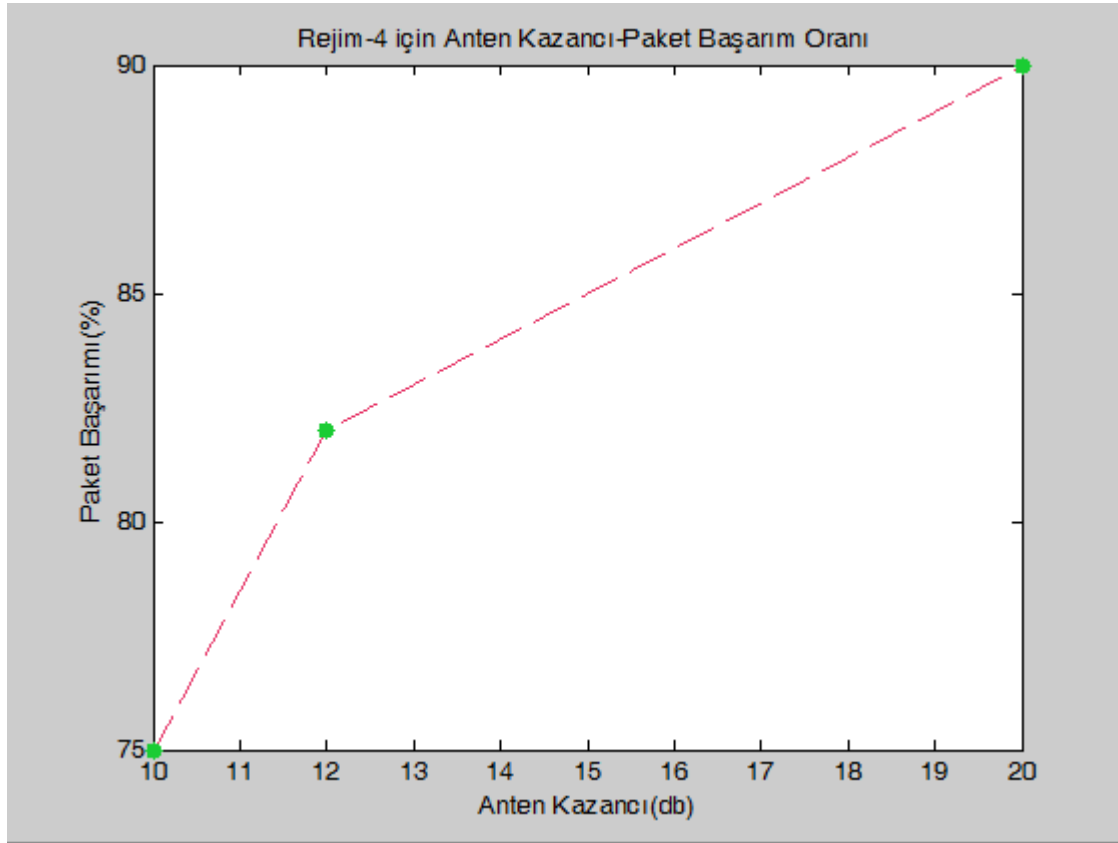
Yapılan deneylerde ve elde edilen sonuçlarda 2.437 GHz kanalı (Kanal-6) kullanılmıştır. Beklenen eşik değer algoritmasının sağlıklı bir şekilde uygulanması ve yararlı hale gelmesi için iletim süresince kullanılan rejimler arasında içbükey bir ilişki olması gerekmektedir. Bu durum Rejim-2'den Rejim-8 e doğru gidildiğinde paket başarımının düşeceği anlamına gelmektedir. Bu durumu USRP aracılığıyla oluşturduğumuz haberleşme ortamında gözlemlemek için öncelikle her rejimde kullanılan anten kazançlarını artırarak paket başarımının artıp artmadığı incelenmiştir. Rejim-2 için elde edilen sonuçlar Şekil 19'da belirtildiği gibidir:



Şekil 21. Rejim-2 için Anten Kazancı – Paket Başarımı

Rejim-2 BPSK modülasyon tipini ve 0.75 kod oranını kullanmaktadır. Bu durumda semboller arası beklenen hata oranı yüksek modülasyon tiplerine oranla daha az olacak ve paket başarımı yüksek seviyelere ulaşabilecektir. 10dB anten kazancı ile %82 paket başarımına ulaşılırken 20db anten kazancı ile %92-93 seviyelerine ulaşabilmektedir. Elde edilen sonuçlar her anten kazancı için 5 ya da daha fazla kez tekrarlanarak birbiri ile tutarlı sonuçların ortalamaları alınarak hesaplamalara katılmıştır. Örneğin 20dB anten kazancı kullanılsa dahi bazı denemelerde sistem %70 paket başarım oranında kalabilmektedir. Bu duruma kanaldaki anlık sönümlenmelerin neden olduğu düşünülmektedir.

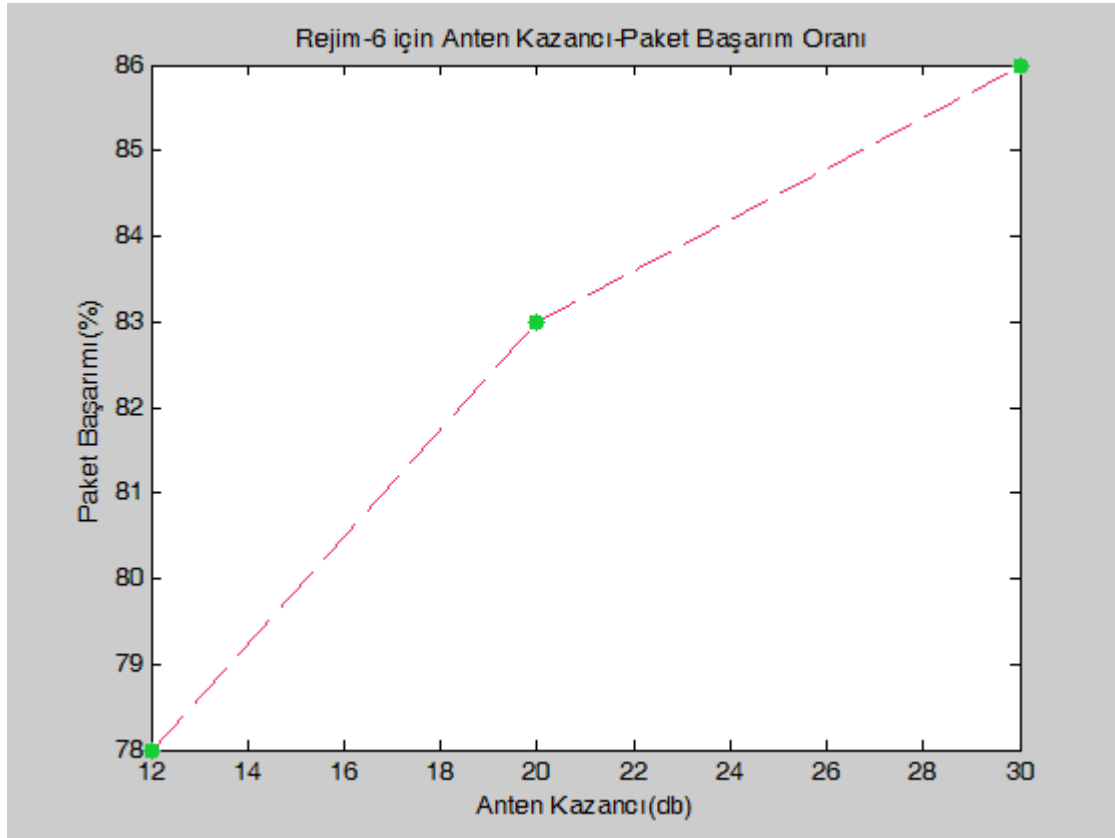
Rejim-4 için anten kazançlarına karşılık elde edilen paket başarımı Grafik-2'de görülmektedir:



Şekil 22. Rejim-4 için Anten Kazancı – Paket başarımı

Rejim-4'te elde edilen sonuçlar Rejim-2 ile karşılaştırıldığında kuramsal sonuçlar ile tutarlılık göstermektedir. Rejim-2'de 9dB ile elde edilen %80 paket başarım oranı Rejim-4 ile 11.5-12 dB anten kazancında elde edilebilmektedir. Rejim-4 için elde edilen bu sonuçlar 5 kereden fazla yapılan denemeler sonucu elde edilmiş olup tutarlılık gösteren sonuçların ortalaması alınarak hesaplanmıştır. Anlık kanal değişimlerinin sebep olduğu düşünülen çok düşük (%50) ya da çok yüksek (%95) paket başarım oranları nadiren de olsa görülebilmektedir.

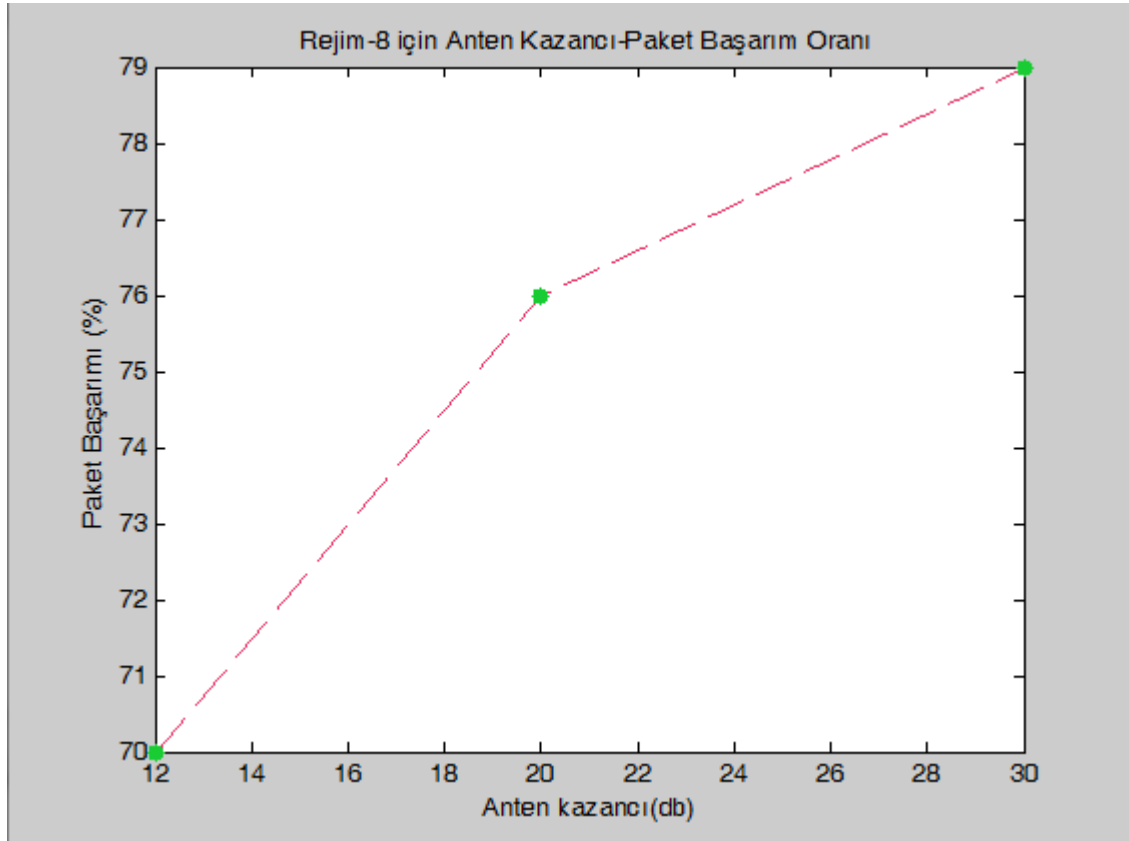
Rejim-6 için yapılan deneyler sonucu elde edilen anten kazancı ve paket başarım oranı arasındaki ilişki Grafik-3 üzerinde görülebilir:



Şekil 23. Rejim-6 için Anten Kazancı – Paket Başarımı

Rejim-6 ile iletim yapıldığında %80 paket başarımı hedefi ortalama 17-18dB anten kazancı ile elde edilmektedir. 12dB anten kazancı ile %78 civarında bir paket başarımı sağlanırken 30dB (en yüksek anten kazancı değeri ) anten kazancı değeri kullanılarak %86 civarında bir paket başarımı sağlanabilmektedir. Rejim-2 ve Rejim-4'te belirtilen sebeplerden dolayı 5 ve üzeri tutarlı denemenin ortalaması alınarak sonuçlar elde edilmiştir.

En yüksek veri hızına (54 Mbps) sahip Rejim-8 kullanılarak yapılan denemeler sonucunda ortaya çıkan anten kazancı – paket başarımı arasındaki ilişki Şekil 21'de görüldüğü gibidir:



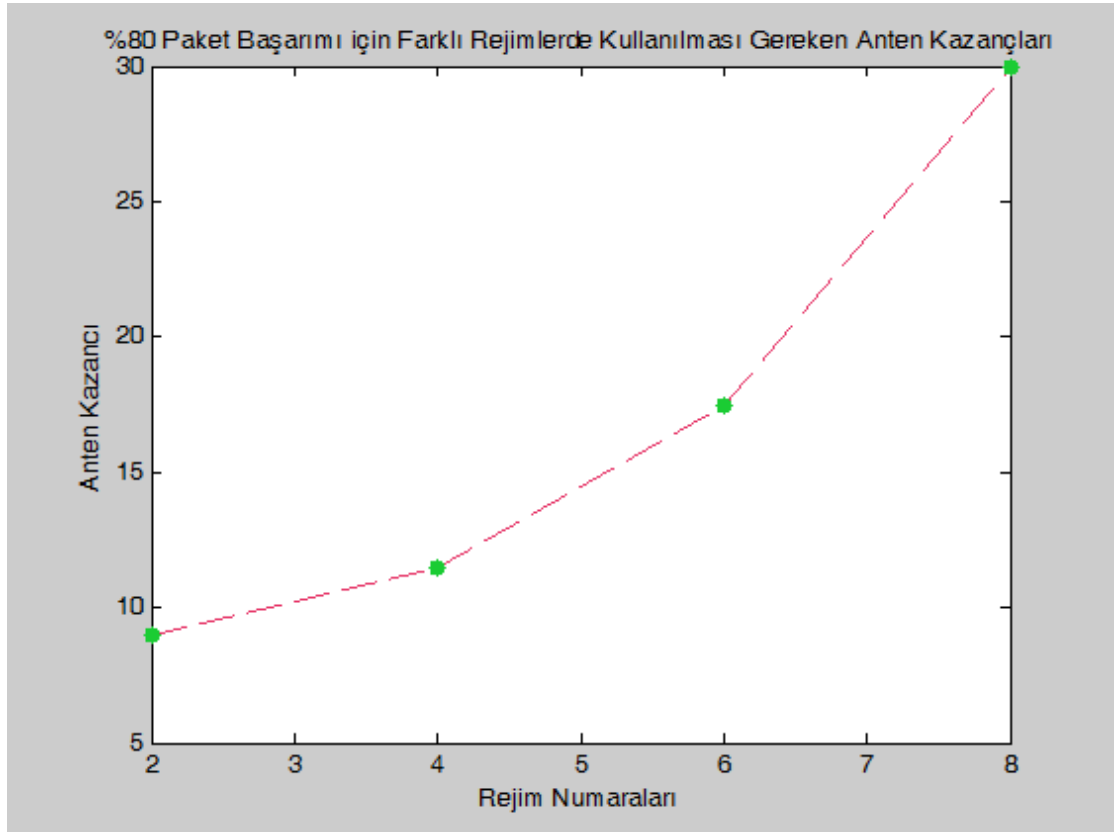
Şekil 24. Rejim-8 için Anten Kazancı – Paket başarımı

En yüksek veri hızına sahip Rejim-8 ile yapılan denemelerde paket başarımının oldukça düştüğü görülmektedir. Bu veri iletim hızında en yüksek anten kazancı kullanılsa dahi %80 paket başarım oranına ancak ulaşılmaktadır.

Elde edilen anten kazancı - paket başarım oranı ilişkileri çoğunlukla teorik olarak beklenen durumu karşılamaktadır. Ancak önceden de belirtildiği üzere kanal yapısındaki durumdan kaynaklandığı düşünülen tutarsız sonuçlar da görülebilmektedir. Ancak yapılan denemelerin %80 gibi büyük bir kısmında sonuçların tutarlılığı onaylanmıştır.

Farklı anten kazançlarında farklı rejimlerdeki sonuçlar incelenmiştir. Bunun yanında aynı anten kazancı ve paket boyu kullanıldığında farklı rejimlerin paket başarımları “Beklenen Eşikdeğer” algoritmasının başarımını etkilemektedir. Farklı rejimlerin 20dB anten kazancı kullanılarak elde ettiği başarımlar Grafik-5’te verilmiştir:



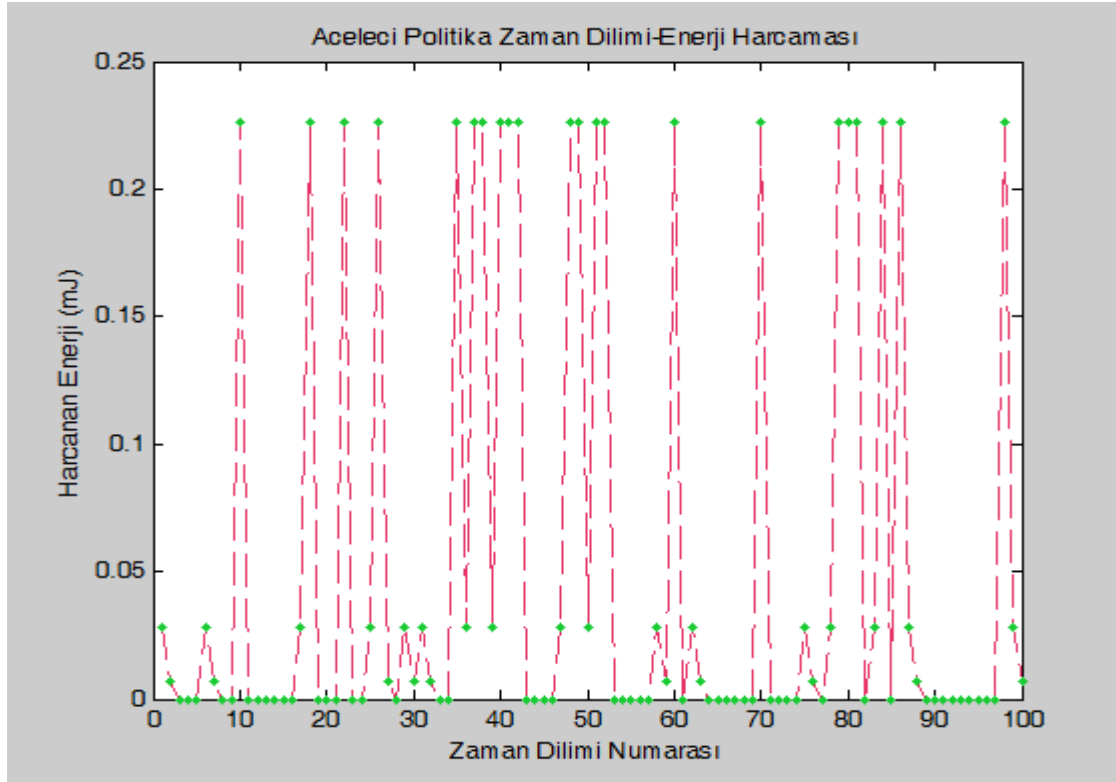


Şekil 25. %80 paket Başarımı için Farklı Rejimlerde Kullanılması Gereken Anten Kazancıları

Elde veriler doğrultusunda gerçekleştirilen deneyde 3 çeşit politika gerçek bir haberleşme ortamında incelenmiştir. Paket geliş yoğunluğu için kullanılan Markov Modelde kullanılan durum geçiş olasılıkları  $p_{00}=0.75$  ,  $p_{01}=0.25$  ,  $p_{10}=0.52$  ,  $p_{11}=0.48$  dir.

### Aceleci Politika

Bu politika her zaman diliminde veri arabelleğindeki mevcut veriyi bitirmek için çalışır. Bu durumda paket geliş yoğunluğunun kısa bir zaman için yüksek olması durumunda fazladan enerji harcayacak olması öngörülmektedir. Aceleci politikanın kurulan haberleşme ortamındaki zaman dilimi başına yaptığı enerji harcaması şu şekildedir:



Şekil 26. Aceleci Politakanın Enerji Harcaması – Zaman Dilimi

Aceleci politikanın her veri gelişinde veriyi iletim sürecinin tamamına yaymak yerine aceleci davranarak bir an önce göndermek istemesi yüksek veri hızlarını kullanmaya yönlendirmektedir. Yüksek veri hızlarını kullanması ise enerji harcamasını yüksek tutmaktadır. Aceleci politikanın iletim süresince elde ettiği toplam paket başarımları, kullanılan her rejim için elde edilen paket başarımları tabloda gösterildiği gibidir:

Tablo 3. Aceleci politikanın uygulama deneyinde kullanılan her rejim için elde edilen paket başarımları

	Rejim-2	Rejim-4	Rejim-6	Rejim-8	TOPLAM
<b>Gönderilen Paket Sayısı</b>	-	9	34	90	133
<b>Alıcıya Ulaşan Paket Sayısı</b>	-	7	26	63	96
<b>Paket Başarımları Oranı</b>	-	%77.8	%76.5	%70	%72.2

Aceleci politikanın hedeflenen %80 paket başarımları oranına ulaşması için her rejimde tekrar gönderilecek paket miktarları tabloda verilmiştir:

**Tablo 4. Aceleci politikanın hedeflenen %80 paket başarımlarına ulaşması için her rejimde tekrar gönderilecek paket miktarları**

	Rejim-2	Rejim-4	Rejim-6	Rejim-8	TOPLAM
<b>Tekrar Gönderilecek Paket Sayısı</b>	-	0.25	1.57	12	13.82

Aceleci politikada ilk aşamada harcanan toplam enerji ve tekrar gönderimden sonra harcanmış olan toplam enerji tabloda belirtilmiştir:

**Tablo 5. Aceleci politikada ilk aşamada harcanan toplam enerji ve tekrar gönderimden sonra harcanmış olan toplam enerji**

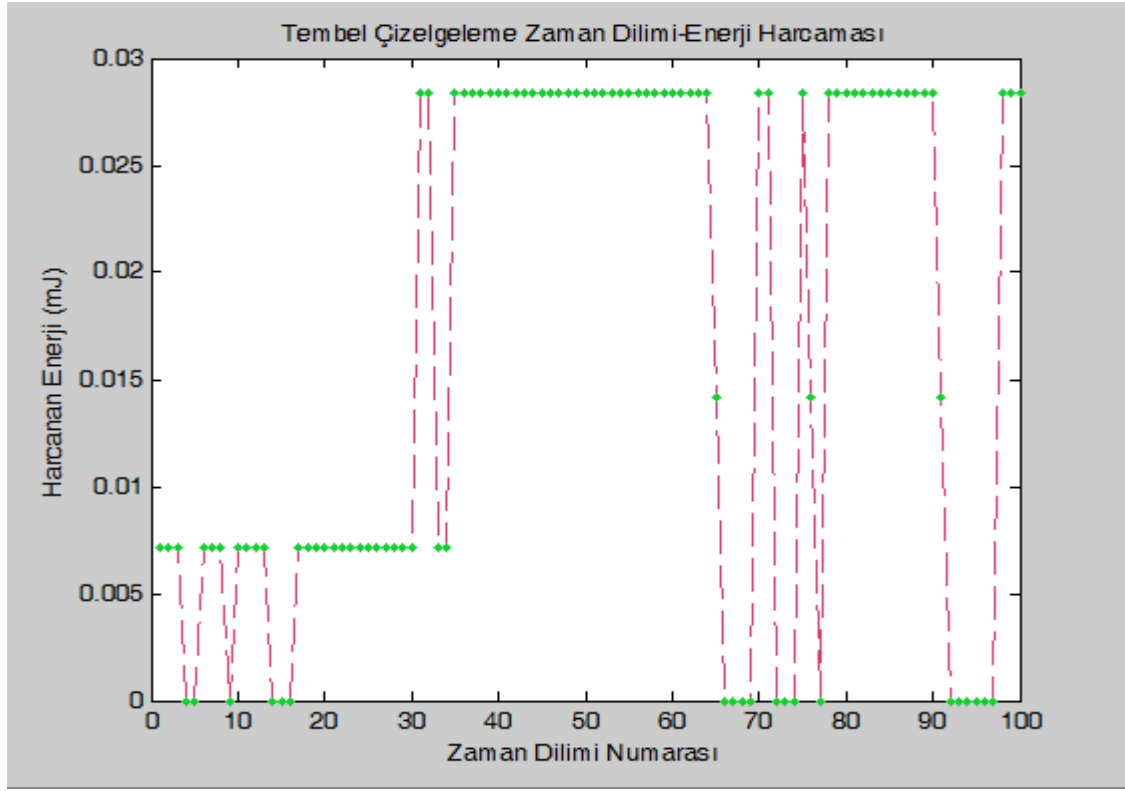
<b>İlk Aşamada Toplam Enerji Harcaması</b>	5.525 mJ
<b>Tekrar Gönderilen Paketlerle Toplam Enerji Harcaması</b>	6.2268 mJ

### **Tembel Çizelgeleme Politikası**

Tembel çizelgeleme politikası veri arabelleğinde biriken verileri iletim sürecinin tamamına yayarak mümkün olduğunca az enerji harcamak ister. Bu yüzden geçmişte gelen paketlerin geliş süreci tembel çizelgeleme için büyük önem kazanmaktadır. İçinde bulunulan zaman dilimine kadar oluşan paket geliş sürecine bağlı olarak gelecekte her zaman diliminde ortalama olarak gelecek paket miktarına ve veri arabelleğinin durumuna göre veri iletim hızı belirlenmektedir.

Her rejim için kullanılacak anten kazançları veri iletimine başlanılmadan hemen önce belirlenen kanalda paket gönderimleri yapılarak belirlenmiştir. Uygulamanın gerçek bir haberleşme ortamında gerçekleştirilmiş olmasının bir ana özelliği de budur.

Deney senaryosunda her zaman diliminde Markov Zinciri modeline göre anlık olarak oluşturulan paket geliş sürecine karşılık Tembel Çizelgeleme Politikası 2. ve 4. Rejimleri kullanmıştır. Bu rejimlerde yapılan gönderimler ve karşılık gelen enerji harcamaları doğrultusunda her zaman dilimine karşılık gelen enerji harcaması Şekil 25’de gösterildiği gibidir:



Şekil 27. Tembel Çizelgeleme Politikasının Enerji Harcaması – Zaman Dilimi

Tembel çizelgeleme politikasının gelen verileri aceleci davranmadan, gelecekle ilgili yaptığı tahminlere göre iletiyor olması bu politikanın yüksek rejimleri kullanmasına gerek olmasını ve buna bağlı olarak enerji tüketiminin aceleci politikaya göre oldukça düşük olmasını sağlamıştır.

Tembel çizelgeleme politikasının iletim süresince elde ettiği toplam paket başarımlı oranı, kullanılan her rejim için elde edilen paket başarımlı oranları tabloda gösterildiği gibidir:

Tablo 6. Tembel çizelgeleme politikasının uygulama deneyinde kullanılan her rejim için elde edilen paket başarımlı oranları

	Rejim-2	Rejim-4	Rejim-6	Rejim-8	TOPLAM
<b>Gönderilen Paket Sayısı</b>	26	106	-	-	132
<b>Alıcıya Ulaşan Paket Sayısı</b>	20	83	-	-	103
<b>Paket Başarımlı Oranı</b>	0.77	0.783	-	-	%78.03

Tembel çizelgeleme politikasının hedeflenen %80 paket başarımlarına ulaşması için her rejimde tekrar gönderilecek paket miktarları tabloda verilmiştir:

	Rejim-2	Rejim-4	Rejim-6	Rejim-8	TOPLAM
<b>Tekrar Gönderilecek Paket Sayısı</b>	1.04	2.3	-	-	3.34

**Tablo 7. Tembel çizelgeleme politikasının hedeflenen %80 paket başarımlarına ulaşması için her rejimde tekrar gönderilecek paket miktarları**

İlk aşamada harcanan toplam enerji ve tekrar gönderimden sonra harcanmış olan toplam enerji tabloda belirtilmiştir:

**Tablo 8. Tembel çizelgeleme politikasında ilk aşamada harcanan toplam enerji ve tekrar gönderimden sonra harcanmış olan toplam enerji**

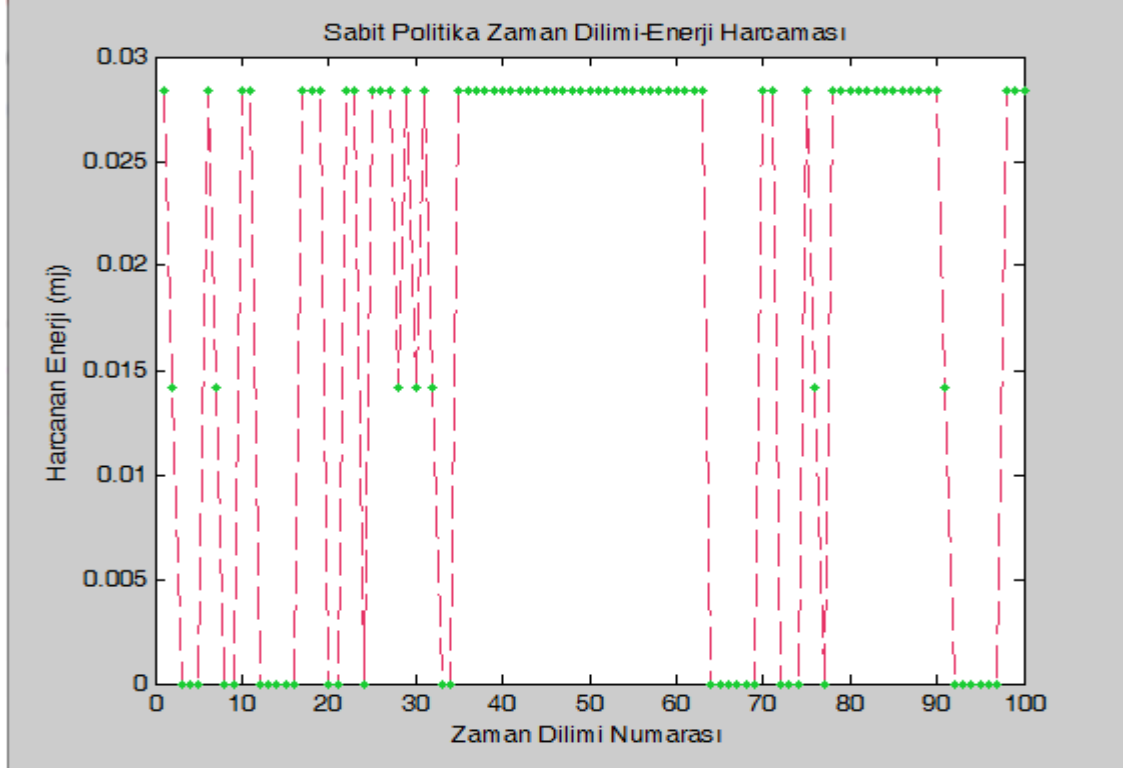
<b>İlk Aşamada Toplam Enerji Harcaması</b>	1.670 mJ
<b>Tekrar Gönderilen Paketlerle Toplam Enerji Harcaması</b>	1.710 mJ

### **Sabit Politika**

Sabit politikanın iletme başlamadan önce Markov modellenen paket geliş sürecini bildiği ve buna göre iletimden önce sabit bir veri hızı belirlediği varsayılmaktadır. Bu iletim hızı, arabelleğin kararlı olmasını sağlayacak şekilde, ortalama veri geliş hızının ancak üstünde kalacak şekilde belirlenebilir. Uyarlamasız yöntemler arasında olabilecek en avantajlısıdır- ve halihazırda pratikte uygulanmakta olan yöntemler üzerinde bir üst sınır verecektir.

Tembel çizelgeleme politikası paket oluşma sürecini zamanla öğrendiğinden ilk zaman dilimlerinde yanılması ihtimali yüksek olacaktır. Bunun yanında gelecek olan ortalama paket miktarına göre sabit politikanın kullanacağı veri hızı adil olması açısından yüksek bir veri hızı olarak seçilmemiştir. Her zaman diliminde gelecek ortalama paket miktarı durum geçiş olasılıkları matrisinin zaman dilimi sayısı kadar üstü alınarak hesaplanmıştır. Ortalama veri miktarı bilindiği için bu ortalamaya karşılık verileri zamanında bitirebilecek bir rejim seçilmesi karşılaştırmanın adaleti açısından önemlidir. Bu yüzden sabit politikada rejim-4 kullanılmıştır.

Bu veriler doğrultusunda gerçekleştirilen veri iletim sürecinde sabit politikanın her bir zaman diliminde harcadığı enerji miktarı Şekil 26'de yer almaktadır. Bu grafikte iletim olan her zaman diliminde harcanan enerjinin eşit olması beklenebilir. Ancak her zaman diliminde veri arabelleğinde o kadar çok veri olmayacağından bazı zaman dilimlerinde daha az enerji harcanacaktır.



Şekil 28. Sabit politikanın Enerji Harcaması – Zaman Dilimi

Sabit politika gelen verileri aceleci davranmadan, gelecekle ilgili yaptığı tahminlere bakmadan iletmektedir. Ancak Markov modeli bilerek önceden belirlenmiş sabit bir veri hızıyla gönderiyor olması bu politikayı avantajlı kılmaktadır. Bu duruma göre harcadığı enerji Tembel Çizelgeleme Politikası'na yakın olabileceği bir paket geliş modellemesi düzenlenmiştir.

Sabit politikanın iletim süresince elde ettiği toplam paket başarımları, kullanılan her rejim için elde edilen paket başarımları Tablo 9'da gösterildiği gibidir:

Tablo 9. Sabit politikanın uygulama deneyinde kullanılan her rejim için elde edilen paket başarımları

	Rejim-2	Rejim-4	Rejim-6	Rejim-8	TOPLAM
<b>Gönderilen Paket Sayısı</b>	-	132	-	-	132
<b>Alıcıya Ulaşan Paket Sayısı</b>	-	98	-	-	98
<b>Paket Başarımları Oranı</b>		%74			%74

Sabit politikanın hedeflenen %80 paket başarımları oranına ulaşması için her rejimde tekrar gönderilecek paket miktarları tabloda verilmiştir:

Tablo 10. Sabit politikanın hedeflenen %80 paket başarımları oranına ulaşması için her rejimde tekrar gönderilecek paket miktarları

	Rejim-2	Rejim-4	Rejim-6	Rejim-8	TOPLAM
<b>Tekrar Gönderilecek Paket Sayısı</b>	-	10.27	0	0	10.27

İlk aşamada harcanan toplam enerji ve tekrar gönderimden sonra harcanmış olan toplam enerji tabloda belirtilmiştir:

Tablo 11. Sabit politikada ilk aşamada harcanan toplam enerji ve tekrar gönderimden sonra harcanmış olan toplam enerji

<b>İlk Aşamada Toplam Enerji Harcaması</b>	1.8592 mJ
<b>Tekrar Gönderilen Paketlerle Toplam Enerji Harcaması</b>	2.005 mJ

Elde edilen sonuçlar doğrultusunda Aceleci Politika'nın enerji harcaması ilk aşamada 5.525 mJ, alıcıda hedeflenen %80 paket başarımları hedefini gerçekleştirebilmesi için tekrar paket gönderimi yapıldıktan sonra 6.2268 mJ olarak belirlenmiştir. Bu durumda

alıcıdaki paket başarımı bu politika için büyük ölçüde ön plana çıkmaktadır. İlk durum ve ikinci durumdaki enerji harcamaları arasında %11.27'lik önemli bir fark bulunmaktadır. Bu durumun temel nedeni Aceleci Politika'nın yüksek rejimleri fazlasıyla kullanıyor oluşu ve yüksek rejimlerde gitmeyen paketlerin daha maliyetli oluşudur. Aceleci Politika Tembeler Çizelgeleme Politikasının 3.6414, Sabit politikanın 3.1056 katı kadar enerji harcıyarak en fazla enerji harcayan politika olmuştur.

Sabit Politika'da ilk durum ve tekrar paket gönderildikten sonraki durum arasında %7'lik bir artış olmuştur. Tembeler çizelgeleme politikasında bu artış %2.4 olmuştur. İlk durumda Tembeler Çizelgeleme Politikası en az enerji harcayan politika olmuştur. Tembeler çizelgeleme politikası, Sabit politikanın avantajlı durumda görünmesine rağmen Sabit Politika'dan %10 daha az enerji harcamıştır. Alıcıda hedeflenen %80 paket başarımlı oranı göz önünde bulundurularak yeniden paket gönderimi hesaplamasından sonra bu fark %15 seviyelerine kadar çıkmıştır.



## 5 . TARTIŞMA/SONUÇ

Bu projede kapsamında, enerji verimli kablosuz haberleşmeye yönelik olarak temel ilkeler geliştirmek ve deneysel bilgi edinmek amacıyla çok sayıda çalışma yapılmıştır. Enerji verimli çizelgeleme problemi bu çalışmaların önemli bir unsuru olmuştur. Proje sonunda elde edilen önemli sonuçlardan biri de teorik olarak şekillendirilmiş enerji verimli çizelgeleme algoritmalarının gerçek zamanlı çalışan pratik bir haberleşme sisteminde uygulanabileceğidir.

Önerilen yöntem (beklenen eşik değer çizelgeleme politikası) iletim gücü ve veri hızı uyarlaması yapabilen bir haberleşme cihazı için sonlu zaman ufkunda enerji kazancı sağlamaktadır. Ancak bu kazancın sağlanabilmesi kullanılan iletim rejimlerinde sabit hata oranı için iletim gücü ve veri hızı arasındaki dışbükey ilişkiye bağlıdır. Pratikte bu şekilde bir ilişkinin gözlemlenmesi standartlaşmış modülasyon şemalarının sınırlı olması sebebiyle zorlaşmaktadır. Teorik kanal kapasiteleri düşünüldüğünde haberleşme kanalı üzerinde belirli bir ileriye dönük hata düzelten kodlama yöntemi ile sınırsız küçüklükte hata oranına erişilebilmektedir ancak pratik bir haberleşme sisteminde bilgi taşıyan paketlerin alıcıya hatalı şekilde ulaşması durumunda alıcıdan yapılan geri bildirim yapılması ve göndericinin hatalı giden paketleri tekrar göndermesi gerekmektedir. Bu durum da önerilen yöntem USRP cihazı üzerine uyarlanırken dikkate alınmıştır.

Projede ayrıca farklı ve daha ideal varsayımlar altında çalışan, ve deneysel gerçeklemeye halihazırdaki olanaklar bakımından imkan vermese de kuramsal yenilik sağlayan ileri çizelgeleme problemleri çözülmüştür. Bunlar genel olarak enerji harmanlayan haberleşme bağlantıları için kaynakları enerji hasatına adapte olarak verimli bir biçimde kullanırken bir yandan çeşitli servis özelliklerini de sağlayan optimal iletim algoritmalarıdır. Çoğagönderim (broadcast) kanalında çevrimdışı optimal iletim çözümü için özgün kuramsal sonuçlar elde edilmiştir. Güneş enerjisi kullanan kablosuz algılayıcı ağları için enerjinin Kalman tabanlı kestirimini de içeren adil ve çevrimiçi çizelgeleme yöntemleri geliştirilmiştir. Projenin son iki döneminde, tek atlamalı bir kablosuz algılayıcı ağında (KAA) bir yukarıkanal çizelgeleme problemi incelenmiştir: bir füzyon merkezi (FM) etrafındaki algılayıcıların onlardan en yüksek miktarda veri toplayabilmek için çizelgelenmesi incelenmiştir. Problemden algılayıcıların sonsuz kapasiteli bataryaya sahip olduğu ve bataryalarda sızıntı

olmadığı kabulü yapılmaktadır. Algılayıcıların bataryaları rassal bir ergodik enerji harmanlama sürecine göre yeniden şarj olmaktadır. Bu sürecin istatistikleri FM tarafından bilindiği durumda problemin eniyi çözümünü elde edebilmek kolaydır. Buna karşın bu istatistiklerin FM tarafından elde edilebilmesi için FM'nin geri besleme kullanması ek bir yüke neden olmaktadır. Bu yüzden, çalışmada EH sürecin istatistikleri FM tarafından bilinmediği durumda çizelgeleme probleminin eniyi çözümü ele alınmıştır. Önerdiğimiz algoritmanın (Düzenleştirilen Rastgele Sıralayan Politika (DRSP) politikası) eniyiye çok yakın sonuç elde etmesi projenin son dönemindeki kayda değer sonuçları arasındadır. Çizelgeleme probleminin Karar teorisinin ünlü Erinçsiz Çok Kollu Haydut probleminin bir uygulaması olduğu için haberleşme ağları dışında birçok yerde kullanılabilirliği düşünülmektedir. Hem DSRP algoritması, hem de Beklenen Eşik Değer Politikasının en son sonuçlarını gösteren bildirimimiz alanın en önemli konferanslarından olan ISIT 2014'de (IEEE International Symposium on Information Theory) Temmuz ayında sunulmak üzere kabul edilmiştir.

Bu deneysel çalışmada gerçek bir haberleşme ortamında üç çeşit çizelgeleme politikasının enerji bazında başarımları karşılaştırılmıştır. Deney senaryosunda kullanılan bu üç politikadan "Sabit Politika" olarak adlandırılan politika paket geliş sürecinin Markov modelini ve buna bağlı olarak bir zaman diliminde gelecek verinin ortalama büyüklüğünü biliyor olması sebebi ile avantajlı olarak adlandırılmıştır. Deney senaryosunda haksız rekabet olmaması açısından bu politikanın bir zaman diliminde gelen ortalama veri büyüklüğünü karşılayacak en verimli rejim seçilerek iletim yapması sağlanmıştır.

Deneysel çalışmalar iki ayrı koldan ilerlemiştir. Birincisi, projenin kuramsal sonuçlarıyla doğrudan ilgisi olmayan, ancak KAA'ların pratikteki kullanımı ve problemleri konusunda gözlemler yapılmasına ve deneyim kazanılmasına yönelik olan KAA test düzeneğidir. Literatürde ilk defa olarak, manyetik algılayıcılar ile yalnızca tek boyutta değil, quadrant konumlaması yapıldığı gösterilmiştir. İlgili bildirimler iki uluslararası konferansta sunulmuş ve bir dergi yayını şu anda değerlendirilmedi. Ayrıca, bu test düzeneği üzerinde enerji verimli öbekenme bazlı bir protokol olan Heed protokolünün bilinen en kapsamlı, ve TinyOS2 işletim sistemi üzerindeki tek uygulaması yapılmıştır.

Deneysel çalışmaların ikinci kolu, kuramsal çalışmalardan elde edilen algoritmaların yazılım tabanlı radyo üzerinde uygulanmasını içeren çalışmadır. Burada, projenin başlangıcında üzerinde çalışılmakta olan donanımın istenilen güç uyarlamasını gerçekleştirememesi sonucu güçlükler yaşanmıştır. Ancak, daha sonra tedarik edilen yeni donanım üzerinde, lisansüstü öğrencilerimizin yoğun çabası sonucu, çizelgeleme algoritmaları başarıyla gerçekleşmiştir. Bu deneyim öğrencilerimiz için oldukça öğretici olduğu gibi, bir yandan da önemli ve memnun edici bir sonuç elde edilmiştir: literatürdeki (bizim çalışmalarımızın da dahil olduğu) idealize varsayımlar üzerine kurulu kuramsal çalışmaların almakta olduğu en önemli eleştiri, gerçek göndermeçlerde, gönderim hızı ve güç arasında kuramsal olarak beklenen dışbükey ilişkinin sağlamayabileceğiydi. Deneysel sonuçlarımız böyle bir ilişkinin varlığını göstermiştir. Bu, tüm kuramsal olarak geliştirilmiş çizelgeleme algoritmalarımızın beklenen verime pratikte de erişebileceklerini göstermekte olduğundan hem bizler hem de literatür için önemli bir sonuçtur (Bu konuda hazırladığımız bir bildiri Globecom 2014 konferansında yayınlanmak üzere gönderilmiştir.) Yapılan deneysel çalışma ile bildiğimiz kadarıyla, tembel çizelgelemenin ilk uygulaması gerçekleştirilmiştir. Bununla birlikte, proje hedeflediği nihai sonuca ulaşmıştır.

## 6 KAYNAKLAR

ARORA A. et al. 2004, "A Line in the Sand: A Wireless Sensor Network for Target Detection, Classification and Tracking", *Computer Networks*, 46, 605-634, (2004).

BACINOĞLU, B.T. ve Uysal-Biyikoglu, E., 2013. "Finite Horizon Online Packet Scheduling with Energy and Delay Constraints", *IEEE International Black Sea Conference on Communications and Networking*, Batumi, Georgia, 3-5 July 2013.

BERRY, R. A. and Gallager, R. G. 2002, "Communication over fading channels with delay constraints," *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 48, pp. 1135–1149, May 2002.

BLASCO, P., Gunduz, D., and Dohler 2013, M., "Low-Complexity Scheduling Policies for Energy Harvesting Communication Networks" , *IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, Istanbul, Turkey, July 2013, pp. 1-5.

BODA, V. K., Nasipuri, A., Howitt I. 2007, "Design Considerations for a Wireless Sensor Network for Locating Parking Spaces", SoutheastCon 2007.

BROOKS, R. R., Ramanathan, P., Sayeed, A.M., Distributed target classification and tracking in sensor networks, Proc. of the IEEE, 91, 8, 1163-1171, (2003)

CHEN, S., Sinha, P., Shroff, N. B., and Joo, C., "Finite-horizon energy allocation and routing scheme in rechargeable sensor networks," in Proc. IEEE INFOCOM, April 2011, pp. 2273–2281.

CHEUNG, S. Y., Coleri, S., Dundar, B., Ganesh, S., Tan, C-W., Varaiya, P., "Traffic Measurement and Vehicle Classification with a Single Magnetic Sensor", California PATH Working Paper, (2004)

CUI, S., Madan, R., Goldsmith, A., Lall, S., "Joint Routing, MAC, and Link Layer Optimization in Sensor Networks with Energy Constraints", In Proc. IEEE International Conference on Communications, pp. 725-729, May 2005.

DIMITROPOULOS K., Grammalidis N., Gragopoulos I., Gao H., Heuer Th., Weinmann M., Voit S., Stockhammer C., Hartmann U., Pavlidou F.-N., "Detection, Tracking and Classification of Vehicles and Aircraft based on Magnetic Sensing Technology", Trans. on Engineering, Computing and Technology, 14, 161-166, (2006)

FARRELL, R., Garcia, R., Lucarelli, D., Terzis, A., Wang, I-J., "Localization in Multi-Modal Sensor Networks", in the Proceedings of The Third International Conference on Intelligent Sensors, Sensor Networks and Information Processing, (2007)

GITTINS, J., Glazerbrook, K., Weber, R., *Multi-armed bandit allocation indices*. West Sussex, UK, Wiley, 2011.

GÜL, Ö. M., UYSAL-BIYIKOĞLU, E. "A Randomized Scheduling Algorithm for Energy Harvesting Wireless Sensor Networks Achieving Nearly 100% Throughput", accepted to IEEE Wireless Communication and Networking Conference 2014.

GÜL, Ö. M., UYSAL-BIYIKOĞLU, E. "Achieving Nearly 100% Throughput without Feedback in Energy Harvesting Wireless Networks" accepted to IEEE International Symposium on Information Theory 2014.

GÜNDÜZ, D., Stamatiou, K., Michelusi, N., and Zorzi, M. "Designing intelligent energy harvesting communication systems," *IEEE Communications Magazine*, vol. 52, no. 1, pp. 210–216, January 2014.

GÜRBÜZ, S.Z.; Melvin, W.L.; Williams, D.B.; "Radar-based human detection via orthogonal matching pursuit," *ICASSP*, 2010.

GÜRBÜZ, A.C.; Scott, W.R.; McClellan, J.H.; "Location estimation using a broadband electromagnetic induction array", *Proc. SPIE*, Vol. 7303, 2009.

IANNELLO, F., Simeone, O., and Spagnolini, U., "Optimality of myopic scheduling and whittle indexability for energy harvesting sensors," in *46th Annual Conference on Information Sciences and Systems(CISS)*, Princeton, NJ, USA, March 2012, pp. 16

IANNELLO, F., Simeone, O., " On the Optimal Scheduling of Independent, Symmetric and Time-Sensitive Tasks", *Automatic Control, IEEE Transactions on*, vol. 58, no. 9, September 2013, pp. 2421-2425

LI D., Wong K., Hu Y., Sayeed A., "Detection, classification and tracking of targets in distributed sensor networks", *IEEE Signal Processing Magazine*, 19,2,17–29,(2002)

LING, Q., Tian, Z., Yin, Y. and Li, Y., "Localized structural health monitoring using energy-efficient wireless sensor networks," *IEEE Sensors Journal*, vol. 9, no. 11, pp. 1596 –1604, nov. 2009.

LIU, J.,Reich, J.,Zhao, F., "Collaborative in-network processing for target tracking",*Journal on Applied Signal Processing*,January,378-391,(2002)

MADAN, R., Cui, S., Lall, S., Goldsmith, A., "Cross-Layer Design for Lifetime Maximization in Interference-Limited Wireless Sensor Networks", *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol.5, no.11, 2006.

NOH, D. K. and Kang, K., "A practical flow control scheme considering optimal energy allocation in solar-powered wsns," in *Proceedings of 18th International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, 2009, pp. 1–6.

NUGGEHALLI, P., Srinivashan, V., and Rao, R. R., "Delay constrained energy efficient transmission strategies for wireless devices," in *Proc. IEEE INFOCOM*, vol. 3, June 2002, pp. 1765–1772.

RIQUELME, L., Soto, F., Suardaz, J., Sanchez, P., Iborra, A. and Vera, J., "Wireless sensor networks for precision horticulture in southern Spain," *Computers and Electronics in Agriculture*, vol. 68, no. 1, pp. 25 – 35, 2009.

SHEINKER, A., Lerner, B., Salomonski, N., Ginzburg, B., Frumkis, L., Kaplan, B-Z., "Localization and magnetic moment estimation of a ferromagnetic target by simulated annealing", *Measurement Science and Technology*, 18,3451-3457,(2007).

SOMOV, A., Baranov, A., Savkin, A., Ivanov, M., Calliari, L., Passerone, R., Karpov, E. and Suchkov, A., "Energy-aware gas sensing using wireless sensor networks," in *Wireless Sensor Networks*, ser. Lecture Notes in Computer Science, G. Picco and W. Heinzelman, Eds. Springer Berlin Heidelberg, 2012, vol. 7158, pp. 245–260.

TROPP, J.A. Gilbert, A.C.; "Signal recovery from random measurements via orthogonal matching pursuit," *Trans. Info. Theory*, Vol.53, No.12, Aralık 2007, sf. 4655-4666.

TÜTÜNCÜOĞLU, K. and Yener, A., "Optimum transmission policies for battery limited energy harvesting nodes," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 11, pp. 1180–1189, March 2012.

UÇTU, G., Gül, Ö. M., Bacınoğlu, B. T., Uysal-Bıyıkoğlu, E., "Implementation of Expected Threshold Lazy Scheduling with IEEE 802.11g on Software Defined Radio", 2014. (Globecom 2014 konferansına gönderilmiştir.)

UYSAL-BIYIKOĞLU, E., Prabhakar, B., and Gamal, A. E., "Energy-efficient packet transmission over a wireless link," *IEEE Transactions on Networking*, vol. 10, pp. 487–499, Aug. 2002.

XIAO, L., Johansson, M., Boyd, S. P., "Simultaneous Routing and Resource Allocation Via Dual Decomposition", *IEEE Transactions on Communications*, vol.52, no.7, 2004.

YANG, J. AND ULUKUŞ, S., "Optimal packet scheduling in an energy harvesting communication system," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 60, pp. 220–230, January 2012.

ZAFER, M. A. and Modiano, E., "A calculus approach to energy-efficient data transmission with quality of service constraints," IEEE Transactions on Networking, vol. 17, pp. 898–911, June 2009.

ZHAO, F., Shin, J., Reich, J., "Information-driven dynamic sensor collaboration for tracking applications", IEEE Signal Processing Magazine, 19,61-72,(2002)

ZVIEDRIS, R., Elsts, A., Strazdins, G., Mednis, A. and Selavo, L. "Lynxnet: Wild animal monitoring using sensor networks." ser. Lecture Notes in Computer Science, P. J. Marrón, T. Voigt, P. I. Corke, and L. Mottola, Eds., vol. 6511. Springer, 2010, pp. 170–173.

**TÜBİTAK**  
**PROJE ÖZET BİLGİ FORMU**

Proje Yürütücüsü:	Prof. Dr. ELİF UYSAL BIYIKOĞLU
Proje No:	110E252
Proje Başlığı:	Enerji Verimli Kablosuz Ağ Tasarımı için Temel İlkeler ve Deneysel Uygulamalar
Proje Türü:	Araştırma
Proje Süresi:	36
Araştırmacılar:	
Danışmanlar:	
Projenin Yürütüldüğü Kuruluş ve Adresi:	ORTA DOĞU TEKNİK Ü. MÜHENDİSLİK F. ELEKTRİK-ELEKTRONİK MÜHENDİSLİĞİ B.
Projenin Başlangıç ve Bitiş Tarihleri:	01/04/2011 - 01/04/2014
Onaylanan Bütçe:	172064.0
Harcanan Bütçe:	132285.8
Öz:	<p>Bu projede kablosuz ağ tasarımları için, özellikle paket çizelgeleme, bağlantı çizelgeleme, yol atama konularında özgün kuram ve teknikler geliştirilmiştir. Enerji bakımından verimlilik bu çalışmaların altında yatan en önemli amaçlardan biridir. Çoğunlukla, enerji hasatı kullanan çokkullanıcıli haberleşme sistemi modelleri ele alınmıştır. Enerji hasatlı aşağıkanal, yukarıkanal problem formülasyonları kurulmuş, çevrimdışı çözümleri geliştirilmiş, bu çözümlere yakınsayan çevrimiçi algoritmalar bulunmuştur. Dışbükey optimizasyon, dinamik programlama gibi teknikler, bazı orijinal gözlem ve yöntemler ile birleştirilerek uygulanabilir algoritmalar elde edilmesi hedeflenmiştir. Deneysel çalışmalarda, ?tembel çizelgeleme? yöntemi ilk defa olarak uygulanmıştır. Bununla birlikte, projenin kuramsal kısmının en önemli çıktılarından biri olan ?Beklenen Eşik Değer? algoritması da yazılım tabanlı radyo donanımı üzerinde uygulanmıştır. Enerji-verimli bir kablosuz algılayıcı ağ (KAA) prototipi kurulmuş ve öbeklenme tabanlı enerji verimli Heed protokolünün TinyOs2 üzerindeki ilk çalıştırılmıştır.</p>
Anahtar Kelimeler:	Kablosuz haberleşme, enerji-verimli çizelgeleme, ağ kuramı, enerji hasatı, KAA.
Fikri Ürün Bildirim Formu Sunuldu Mu?:	Hayır
Projeden Yapılan Yayınlar:	<p>1- Optimal Offline Packet Scheduling on an Energy Harvesting Broadcast Link (Bildiri), 2- A Survey of Recent Work on Energy Harvesting (Bildiri), 3- DİKGEN EŞLEŞTİRME ALGORİTMASIYLA FERROMANYETİK HEDEF KONUMLAMA VE TANIMA (Bildiri), 4- An Algorithm for Proportional-Fair Downlink Scheduling in the Presence of Energy Harvesting (Bildiri), 5- Utility-based Time and Power Allocation on an Energy Harvesting Downlink: The Optimal Solution (Bildiri), 1- Optimal Packet Scheduling on an Energy Harvesting Broadcast Link (Makale/Kitap/Kitapta Bölüm), 2- Optimal Buffer Partitioning on a Multiuser Wireless Link (Makale/Kitap/Kitapta Bölüm)3- Finite Horizon Online Packet Scheduling with Energy and Delay Constraints (Bildiri - Uluslararası Bildiri - Sözlü Sunum), 4- Application and Modeling of a Magnetic WSN for Target Localization (Bildiri - Uluslararası Bildiri - Sözlü Sunum), 5- Güneş Enerjili Baz İstasyonu için Kalman Öngörülerine Dayanan Orantısız Adil Kaynak Paylaşılması (Bildiri - Uluslararası Bildiri - Sözlü Sunum), 6- Proportional Fair Resource Allocation on an Energy Harvesting Downlink (Makale - Diğer Hakemli Makale), 7- Optimal offline broadcast scheduling with an energy harvesting transmitter (Makale - Diğer Hakemli Makale), 8- Implementation of the Heed Clustering Protocol with Sleep Scheduling in TinyOS2 on a Wireless Sensor Network Testbed (Tez (Araştırmacı Yetiştirilmesi) - Yüksek Lisans Tezi),</p>