

**UÇAK BAKIM ROTALAMA PROBLEMİ İÇİN YENİ BİR ÇÖZÜM
YAKLAŞIMI**

Kübra Gülnaz BÜLBÜL

DOKTORA TEZİ

**Sivil Havacılık Yönetimi Anabilim Dalı
Danışman: Prof. Dr. Refail KASIMBEYLİ**

**Eskişehir
Anadolu Üniversitesi
Sosyal Bilimler Enstitüsü
Mayıs, 2019**

JÜRİ VE ENSTİTÜ ONAYI

Kübra Gülnaz BÜLBÜL'ün “Uçak Bakım Rotalama Problemi İçin Yeni Bir Çözüm Yaklaşımı” başlıklı tezi **22 Mayıs 2019** tarihinde, aşağıdaki jüri tarafından Lisansüstü Eğitim Öğretim ve Sınav Yönetmeliğinin ilgili maddeleri uyarınca **Sivil Havacılık Yönetimi** Anabilim Dalında, **Doktora** tezi olarak değerlendirilerek kabul edilmiştir.

İmza

Üye (Tez Danışmanı) : Prof.Dr.Refail KASIMBEYLİ
Üye : Prof.Dr.Aydın SİPAHİOĞLU
Üye : Doç.Dr.Hakan OKTAL
Üye : Doç.Dr.Ender GEREDİ
Üye : Doç.Dr.Tuğba SARAÇ

Prof.Dr.Hasan TUTAR
Anadolu Üniversitesi
Sosyal Bilimler Enstitüsü Müdürü



ÖZET

UÇAK BAKIM ROTALAMA PROBLEMİ İÇİN YENİ BİR ÇÖZÜM YAKLAŞIMI

Kübra Gülnaz BÜLBÜL

Sivil Havacılık Yönetimi Anabilim Dalı

Anadolu Üniversitesi, Sosyal Bilimler Enstitüsü, Mayıs 2019

Danışman: Prof. Dr. Refail Kasımbeyli

Uçak Bakım Rotalama Problemi, bir filodaki uçaklar için, ulusal ve uluslararası düzenlemelerin ve havayolu işletmelerinin şart koştuğu bakım gerekliliklerinin karşılanacağı uçuş dizileri oluşturulması problemidir. Bu çalışmada havayollarında planlama sürecinin önemli bir bileşeni olan Uçak Bakım Rotalama Problemi ele alınmıştır. Çalışma kapsamında büyük çevrim yaklaşımı ile ele alınan problem için Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi ile Ardıştırmalı bir algortima önerilmiştir. Önerilen algortimada, Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'ne ilişkin ikil problem Karınca Kolonisi Algoritması ile çözülmüştür. Ayrıca uçuş dizileri yaklaşımı ile ele alınan Uçak Bakım Rotalama Problemi için bir yeni tamsayılı model geliştirilmiştir. Geliştirilen modele eklenen bağlantı kısıtları ile büyük çevrim şeklinde çözümler oluşturulması sağlanmıştır.

Anahtar Sözcükler: Havayollarında Çizelgeleme, Uçak Bakım Rotalama, Lagrange Gevşetmesi, Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi, Karınca Kolonisi Algoritması.

ABSTARCT

A NEW SOLUTION APPROACH FOR AIRCRAFT MAINTENANCE ROUTING PROBLEM

Kübra Gülnaz BÜLBÜL

Department of Civil Aviation Management

Anadolu Univesity, Graduate School of Social Scienes, Mayıs 2019

Supervisor: Prof. Dr. Refail Kasımbeyli

Aircraft Maintenance Routing, is the problem of generating flight sequences for aircraft in a fleet by considering national, international and company's maintenance regulations. In this study, Aircraft Maintenance Routing Problem, which is an important component of the airline planning process, is discussed. In the scope of this study, an iterative algorithm with Modified Subgradient Algortihm Based on Feasible Values, is proposed for big cycle approach Aircraft Maintenance Routing Problem. Dual problem in Modified Subgradient Algortihm Based on Feasible Values is solved by Ant Colony Optimization. In addition, a new integer model is developed for the Aircraft Maintenance Routing Problem, which is defined with flight strings approach. With the connection constraints added to the developed model, solutions are generated as big cycles.

Keywords: Airline Scheduling, Aircraft Maintenance Routing, Lagrangian Relaxation, Modified Subgradient Algortihm Based on Feasible Values, Ant Colony Optimization.

TEŞEKKÜR

Danışmanım olmayı kabul ederek, çalışmalarım süresince gerek akademik gerek hayata dair bilgi ve tecrübelerini benden esirgemeksizin hep destek veren değerli danışmanım Prof. Dr. Refail Kasımbeyli'ye teşekkürü bir borç bilirim. Ayrıca, tez çalışmalarım süresince, izleme jürimde yer alarak, değerli fikir ve önerileriyle çalışmalarına önemli katkılar sunan değerli hocalarım Prof. Dr. Aydın Sipahioğlu ve Doç. Dr. Hakan Oktal'a çok teşekkür ederim.

Her zaman yanımda olan ve desteklerini hep hissettiğim çok sevgili hocam Dr. Öğr. Üyesi Nalan Ergün ve eşi, abim, Mehmet Ergün'e sonsuz teşekkür ederim. Desteği ve verdiği moralle yoğun ve stresli zamanları hafifleten Bora Hancı'ya teşekkürü bir borç bilirim. Ayrıca, dostlukları ve akademik yoldaşlıkları ile süreçte bana destek olan kıymetli dostlarım Gürhan Ceylan ve Yeşim Kurt'a ve ofis arkadaşım, hocam, Nilgün Yıldırım'a çok teşekkür ederim.

Son olarak ise destekleriyle hep yanımda olan aileme sonsuz teşekkür ederim. Bize sevgi ve imkanlarla dolu, güzel bir hayat sunmak için hiç bir fedakarlıktan kaçınmayan biricik annem H. Dilek Bülbül ve babam Mehmet Bülbül'e minnettar olduğumu belirtmek isterim. Nerede olursak olalım hep yanımda olan, biricik kardeşim Zeynep Bülbül'ü sonsuz sevgiyle kucaklarım. Ayrıca, iyi dilekleri ile desteklerini hep hissettiğim anneannem Gülümser Dikeç, babaannem Nazife Bülbül, büyükbabam Erol Dikeç ve rahmetli büyük babam İbrahim Bülbül'e şükranlarımı sunarım.

ETİK İLKE VE KURALLARA UYGUNLUK BEYANNAMESİ

Bu tezin bana ait, özgün bir çalışma olduğunu; çalışmamın hazırlık, veri toplama, analiz ve bilgilerin sunumu olmak üzere tüm aşamalarında bilimsel etik ilke ve kurallara uygun davrandığımı; bu çalışma kapsamında elde edilen tüm veri ve bilgiler için kaynak gösterdiğimi ve bu kaynaklara kaynakçada yer verdiğimi; bu çalışmanın Anadolu Üniversitesi tarafından kullanılan “bilimsel intihal tespit programı”yla tarandığını ve hiçbir şekilde “intihal içermediğini” beyan ederim. Herhangi bir zamanda, çalışmamla ilgili yaptığım bu beyana aykırı bir durumun saptanması durumunda, ortaya çıkacak tüm ahlaki ve hukuki sonuçları kabul ettiğimi bildiririm.

Kübra Gülnaz BÜLBÜL

İÇİNDEKİLER

Sayfa

BAŞLIK SAYFASI	i
JÜRİ VE ENSTİTÜ ONAYI	ii
ÖZET	iii
ABSTARCT	iv
TEŞEKKÜR	v
ETİK İLKE VE KURALLARA UYGUNLUK BEYANNAMESİ	vi
İÇİNDEKİLER	vii
TABLolar DİZİNİ	ix
ŞEKİLLER DİZİNİ	x
SÖZDE KODLAR DİZİNİ	xii
1. GİRİŞ	1
1.1. Kapsam ve Çözüm Yaklaşımı	4
1.2. Tezin Akışı	6
2. UÇAK BAKIM ROTALAMA PROBLEMİ	7
2.1. Uçuş dizileri	7
2.2. Bakım gereklilikleri	8
2.3. Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne yönelik yaklaşımlar	10
2.3.1. Uygulamada Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne yönelik yaklaşımlar	10
2.3.2. Serim yapısı	11
2.3.3. Alanyazında Uçak Bakım Rotalama Problemi	13

3. UÇAK BAKIM ROTALAMA PROBLEMİNE BÜYÜK ÇEVİRİM YAPISI İLE GENİŞLETİLMİŞ LAGRANGE GEVŞETMESİ TEMELLİ SUBGRADYANT BİR YAKLAŞIM	25
3.1. Büyük Çevrim Yapısı ile Uçak Bakım Rotalama Problemi	25
3.1.1. Serim gösterimi	25
3.1.2. Matematiksel model	27
3.2. Çözüm Yöntemi	31
3.2.1. Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi	33
3.2.2. Karınca Kolonisi Algoritması.....	36
3.2.3. Melez Algoritma	39
3.3. Sayısal Sonuçlar	48
3.3.1. Karınca Kolonisi Algoritması ile elde edilen sonuçlar.....	49
3.3.2. Melez Algoritma ile elde edilen sonuçlar	50
3.3.3. Sonuçların karşılaştırılması	51
4. UÇUŞ DİZİLERİ YAPISI İLE UÇAK BAKIM ROTALAMA PROBLEMİNE YENİ BİR MODEL ÖNERİSİ.....	53
4.1. Uçuş Dizileri Yapısı ile Uçak Bakım Rotalama Problemi	53
4.1.1. Matematiksel model	53
4.1.1.1. Bağlantı kısıtları.....	55
4.1.1.2. Modelin doğrusallaştırılması.....	57
4.2. Sayısal Sonuçlar ve Sonuçların Karşılatırılması.....	59
5. SONUÇ VE ÖNERİLER	64
KAYNAKÇA.....	67
EKLER	
ÖZGEÇMİŞ	

TABLolar DİZİNİ

Sayfa

Tablo 1.1. Alanyazında Uçak Bakım Rotalama Problemi	22
Tablo 3.1. Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne Bir Örnek	25
Tablo 3.2. Bakım İhlalli Yollar	28
Tablo 3.3. Melez Algoritma ile Örnek Bir Çözüm.....	45
Tablo 3.4. Test Problemleri	47
Tablo 3.5. Başlangıç Çözümünde Kullanılan Parametreler	48
Tablo 3.6. Karınca Kolonisi Algoritması'nda Kullanılan Parametreler	48
Tablo 3.7. Karınca Kolonisi Algoritması ile Elde Edilen Sonuçlar	49
Tablo 3.8. Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nde Kullanılan Parametreler.....	50
Tablo 3.9. Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi Çözümü için Karınca Kolonisi Algoritması'nda Kullanılan Parametreler	50
Tablo 3.10. Melez Algoritma ile Elde Edilen Sonuçlar	50
Tablo 3.11. Karınca Kolonisi Algoritması ile Melez Algoritma Sonuçlarının Karşılaştırılması	51
Tablo 4.1. Dizilere Uçuş Atama İle Dizileri Bağlama Değişkenleri Arasındaki İlişki.....	57
Tablo 4.2. Yeni Modelin Gurobi ile Çözümünden Elde Edilen Sonuçlar.....	60
Tablo 4.3. Tez Kapsamında Elde Edilen Sonuçların Karşılaştırılması	61
Tablo 4.4. Tez Kapsamında Elde Edilen Sonuçların Karşılaştırılması	62

ŞEKİLLER DİZİNİ

Sayfa

Şekil 1.1. Havayollarında Planlama ve Çizelgeleme Süreci.....	2
Şekil 2.1. Basit Bir Rotalama Problemi	7
Şekil 2.2. Zaman-Mekan Serimi	11
Şekil 2.3. Bağlantı Serimi	12
Şekil 2.3.1. Örnek Bir Uçak Bakım Rotalama Problemi Bağlantı Serimi	25
Şekil 3.2. Bakım İhlalli Yol için Bir Örnek.....	27
Şekil 3.3. Karıncaların Hareketi	36
Şekil 3.4. Geliştirilen Algortimanın Akış Şeması	44

SÖZDE KODLAR DİZİNİ

Sayfa

Sözde Kod 3.1 Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi....	35
Sözde Kod 3.2 Karınca Kolonisi Algoritması	38
Sözde Kod 3.3 Rastgele Çözüm Oluşturma Algoritması	39
Sözde Kod 3.4 Başlangıç Çözümü Oluşturma Algoritması	39
Sözde Kod 3.5 Bakım İhlalli Yol Bulma Algoritması	41
Sözde Kod 3.6 Melez Algoritma	43

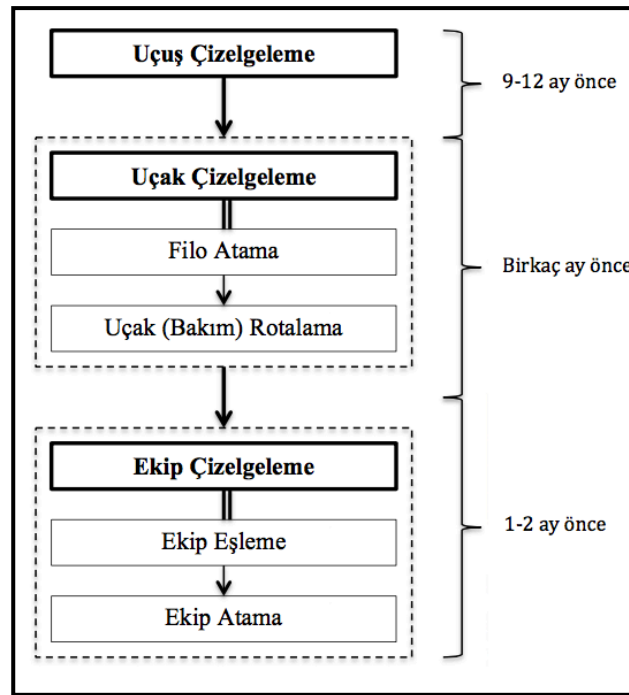
1. GİRİŞ

Havaalanları ve havayolu işletmeleri havayolu taşımacılığının temel iki bileşenidir. Bu iki bileşen, detaylı planlama gerektiren, karmaşık ve dinamik süreçleri barındıran hizmet unsurlarıdır. Tüm süreçlerin etkin ve verimli işleyebilmesi adına, süreçleri meydana getiren alt süreçlere dair detaylı çalışmalar yapılmalıdır. Planlama ve çizelgeleme bu çalışmaların en önemlilerindendir. Hem havayolu hem de havaalanı hizmetleri, süreçlerinde farklı çizelgeleme problemlerini barındırmaktadır. Bu nedenle yöneylem araştırması havayolu taşımacılığında da oldukça önemli bir yere sahiptir (Barnhart vd., 2003). 1961'den beri aktif faaliyet gösteren Airline Group of Operational Research (AGIFORS) (Yöneylem Araştırması Birlikleri Fedarasyonu Havayolu İşletmeleri Grubu) , günümüzde 500'den fazla havayolu işletmesini temsil edilmektedir.

Havayolu işletmelerinde planlama ve çizelgeleme süreci uçuştan yaklaşık 1 yıl önce başlayarak operasyon anına kadar devam eden oldukça karmaşık bir süreçtir. İşletmenin operasyonel, stratejik hedeflerini göz önünde bulundurarak, havayolu işletmesinin karını enbüyüklemeyi amaçlayan havayolu çizelgesi, uçuş, uçak ve ekip çizelgelerini içermektedir. Karar değişkeni sayısı, veri büyüklüğü ve göz önünde bulundurulması gereken kısıtların fazla olması nedeniyle yüksek karmaşıklığa sahip olan havayolu çizelgelemesi problemini tek bir parça halinde modellemek ve çözmek mümkün olmadığından alt problemlere bölümleyerek çözmek yönünde bir yaklaşım vardır. Bu alt problemler genel başlıkları ile uçuş çizelgeleme, uçak çizelgeleme ve ekip çizelgelemedir (Barnhart, vd., 2003).

Uçuş çizelgesi, yolcu talepleri göz önünde bulundurularak, belirli bir zaman aralığı için, uçulacak şehir çiftlerinin ve uçuş zamanlarının belirlendiği sürecin çıktısıdır. Havayolu çizelgelemesi sürecinin ilk evresidir. Yolcu talebi üzerinde en büyük etkiye sahip olan bu evre, devamındaki diğer planlama adımlarını da etkilemesi sebebiyle havayolu çizelgelemesinin en önemli adımıdır (Patty vd., 1998). Bu adımın amacı, varış- kalkış havalimanları ve zamanlarına, uçuş sıklıkları ve günlerine ilişkin kesin bilginin yer aldığı bir tarife oluşturmaktır. Bu adımın başlıca kısıtları; filo ve diğer kaynakların boyutu ve yapısı, yasal unsurlar ve trafik haklarıdır.

Yöneylem araştırması yöntemleri, uçak çizelgeleme ve ekip çizelgeleme problemlerinde, uçuş çizelgesi oluşturma problemine göre, daha yaygın kullanım alanına sahiptir. Bunun temel sebebi uçuş çizelgesi oluşturulması evresinde önemli miktarda belirsizliğin aşılmış olması sayesinde bu problemlerin daha iyi yapılanmaları ve matematiksel model olarak ifade edilmelerinin daha mümkün olmasıdır (Grosche, 2009). Uçak çizelgelemede temel amaç belirlenen uçuş çizelgesindeki her uçuş bacağına bir uçak atamaktır. Uçak çizelgeleme süreci iki alt probleme ayrılmaktadır. Bunlar filo atama ve uçak rotalama problemleridir.



Şekil 1.1 *Havayollarında Planlama ve Çizelgeleme Süreci*

Ekip çizelgeleme uçuş bacağı dizilerine kokpit ve kabin ekibi ataması problemidir. Ekip çizelgeleme de, uçak rotalama gibi, filo atamasından sonra yapılmaktadır. Bunun temel sebebi kokpit ve kabin ekibi üyelerinin farklı uçak tiplerinde hizmet vermeye lisanslı olmalarıdır. Ekip maliyeti, yakıt maliyetlerinden sonra en yüksek ikinci maliyet kalemidir (Doganis, 2001). Bu açıdan en iyi ekip çizelgesi maliyetleri önemli ölçüde azaltabilecek önemli bir araçtır.

Ekip çizelgeleme probleminin temel amacı, ekip maliyetleri ve ekip tatminini göz önünde bulundurarak, en iyi ekip çizelgesini ortaya koymaktır. Yasal

düzenlemeler, sendikal anlaşmalar ve işletme politikaları da göz önünde bulundurulduğunda problem oldukça karmaşıktır. Bu problem iki alt probleme bölünerek ele alınmaktadır. Bunlar ekip eşleme ve ekip atama problemleridir.

Havaalanında gerçekleştirilen faaliyetlerin dinamik yapısı, uçuş sayılarının artması, havaalanını kullanan farklı uçak tiplerinin olması gibi unsurlardan ötürü havaalanı hizmetlerinde planlama ve çizelgeleme problemleri oldukça karmaşık problemlerdir. Bununla birlikte kısıtlı kaynakların verimli bir şekilde kullanılabilmesi adına hayati bir önem taşımaktadır.

Havaalanı hizmetleri kapsamındaki faaliyetlerin de büyük bir çoğunluğu detaylı planlama ve çizelgeleme gerektiren faaliyetlerdir. Bu faaliyetlerden ilki uçaklara verilen kapı hizmetidir. Kapı, uçakların apron üzerinde yolcu indirmek ya da bindirmek için aldıkları park pozisyonlarıdır. Kapıların konumu piste yakınlık, taksi mesafesi, aktarmalı yolcular için kapılar arası uzaklık, havayolu işletmelerinin kontuarlarına olan mesafe gibi pek çok açıdan havayolu işletmeleri için önem teşkil etmektedir. Havaalanları da sürekli artan trafik ve dolayısıyla talep ortamında hem müşterileri olan havayollarını memnun etmek hem de kapasitelerini en etkin ve verimli bir şekilde yönetebilmek istemektedir. Bunun için kapı kullanımlarının planlanması büyük önem taşımaktadır. Kapı çizelgeleme problemi etkin ve verimli kaynak kullanımını için önemli bir problemdir (Hanghani ve Chen, 1998; Smeltink vd., 2004).

Yine havaalanı hava tarafının elemanlarından biri olan taksi yolları da, gerek emniyet gerekse verimlilik açısından planlanarak kullanılmalıdır. Dolayısıyla havaalanı hizmetlerine ilişkin bir diğer çizelgeleme problemi de taksi çizelgelemedir. Taksi, uçakların kalkış için kapıdan pist başına ya da inişte pistten kapıya ulaştıkları süreçtir. Artan talep ortamında aprondaki taksi trafiğini yönetmek büyük önem kazanmaktadır. Bu problem temelinde, hangi uçağın kapıyı ne zaman terk edeceği ve hangi zamanlarda apronun hangi noktasında bulunması gerektiğinin belirlenmesine ilişkindir. Taksi süresince çakışmaların olması oldukça tehlikeli sonuçlar doğurabilmektedir. Taksi çizelgelemede uçuş hacminden, uçak tiplerine, taksi mesafelerine kadar göz önünde bulundurulması gereken bir çok etken vardır (Bennel vd., 2011).

Havaalanı hizmetlerinde çizelgeleme problemlerinin sonuncusu pist

kullanımına yöneliktir. Pist çizelgeleme problemi, uçakların pist başına gelip kalkış yapacakları ya da teker koyup iniş yapacakları zamanların belirlenmesi problemidir. İki ayrı problem olarak, kalkış çizelgeleme ve iniş çizelgeleme şeklinde ele alınmaktadır. Pist çizelgelemede de diğer süreçlerde olduğu gibi havaalanına iniş yapan ya da havaalanında kalkan tek bir uçağın gecikmesi zincirleme olarak tüm çizelgeyi etkileyebilmektedir. Ayrıca pist çizelgesi oluşturulurken taksi yolları, kapılar ve bunlara ilişkin çizelgelerin de göz önüne bulundurulması gerekmektedir (Soomer ve Franx, 2008).

1.1. Problemin Tanımı ve Çözüm Yaklaşımı

Bu tez kapsamında Uçak Bakım Rotalama Problemi ele alınmıştır. Uçak bakım rotalama; uçuş çizelgeleme ve filo atama problemlerinden sonraki aşama olarak, havayolu planlama ve çizelgeleme süreçlerinin üçüncü safhasıdır.

Uçak Bakım Rotalama Problemi'nin temel amacı, bir filodaki uçaklar için, ulusal ve uluslararası düzenlemelerin ve havayolu işletmelerinin şart koştuğu bakım gerekliliklerinin karşılanacağı uçuş dizileri oluşturmaktır. Sektörde Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne yön vererek problem tanımını şekillendiren üç farklı yaklaşım yer almaktadır. Bu üç yaklaşım; büyük çevrim, uçuş dizileri ve tek günlük rotalardır. Bu yaklaşımlar, bilimsel çalışmalara da yön vererek problem tanımlarını şekillendirmektedir (Lacasse-Guay E., vd., 2010)

Problem, büyük çevrim ve diziler yaklaşımıyla olmak üzere iki farklı yaklaşımla oluşturulan iki farklı model ile ele alınmaktadır. Alanyazında Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne ilişkin farklı modelleme yaklaşımları ve bu problemi çözmeye yönelik farklı çözüm yöntemleri yer almaktadır. Bu alanda yapılan çalışmaların ortak vurgusu problemin yüksek karmaşıklığı ve zorluk derecesidir. Büyük çevrim yaklaşımı, bakım gerekliliklerinin de göz önünde bulundurulmasıyla, her bir uçuşun bir kere kapsandığı büyük bir çevrim elde edilmesine yönelik bir yaklaşımdır. Tek bir çevrim elde edilmesi kısıtı, problemin bu yaklaşımla çözülmesini zorlaştırmaktadır. Öte yandan dengeli uçak kullanımına imkân sağlaması dolayısıyla, bu yaklaşım havayolu işletmelerine avantaj sağlayabilmektedir. Bu kapsamda bu çalışmada NP-zor karmaşıklığında, tümleşik bir eniyileme problemi olan Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne, büyük çevrim yaklaşımı ile etkili bir çözüm yöntemi

önerilmektedir.

Bu tür büyük ölçekli tamsayılı problemlerin çözümünde Lagrange Gevşetmesi yaklaşımı oldukça etkili bir yöntem olarak ortaya çıkmaktadır (Fisher, 1985; Wolsey, 1998). Zor tamsayılı modellerin, görece daha basit yan kısıtlı problemler olarak ifade edilebileceği temeline dayanan Lagrange Gevşetmesi yaklaşımı, Lagrange ikil probleminden faydalanmaktadır. Bu yaklaşımda zor kısıtlar, ceza terimi ile amaç fonksiyonuna eklenerek problem gevşetilmektedir. Bu gevşetme ile elde edilen Lagrange ikil, probleminin çözümüne imkân vermektedir (Geoffrion, 1974; Fisher, 1985). Bu kapsamda, bu yaklaşım, bakım gereklilikleri kısıtlarıyla zorluğu artan Uçak Bakım Rotalama Problemi'nin çözümü için uygun bir yaklaşımdır. Öte yandan bu problemde tamsayılı karar değişkenleri kullanıldığından, klasik Lagrange fonksiyonlarının uygulanması ile ikil problem için bulunabilecek en iyi değerin, asıl problemin en iyi değerine eşit olmama durumunun, yani ikil aralığın ortaya çıkması muhtemeldir.

Bu doğrultuda, bu çalışmada özel bir genişletilmiş Lagrange fonksiyonu (sharp augmented Lagrangian) kullanan Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi (UÇT-GSY) uygulanmıştır. Bu yöntem, Lagrange fonksiyonlarının kullanımındaki en önemli engel olan ikil aralığın sıfır olmasını garantilemenin yanı sıra, ceza parametresi kullanmaksızın, her ardıştırmada çözülmesi gereken alt problemin bütünsel en iyi çözümünün bulunmasını şart koşmadan, dışbükeylik ve türevlenebilirlik koşulu gerektirmeksizin yakınsaklığı garanti etmektedir. Kesin bir yöntem Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntem'in alt problemde en iyi çözümü bulmayı şart koşmadığı göz önünde bulundurularak, geliştirilen yaklaşım kapsamında, her bir ardıştırmada çözülmesi gereken alt problemin çözümlerini bulmak için, Karınca Kolonisi Algoritması kullanılmaktadır. Önerilen çözüm algoritmasının, Uçak Bakım Rotalama Problemi gibi zor bir problemin çözümünde etkili bir alternatif yöntem olduğu düşünülmektedir.

Bunun yanısıra, çalışma kapsamında literatürde yer alan modellere alternatif bir tamsayılı model önerilmektedir. Önerilen model, uçuşların yalnızca ve mutlaka bir dizide yer aldığı, bakım düzenlemelerine uygun diziler elde etmek amacını taşıyan diziler yaklaşımı temellidir. Uçak Bakım Rotalama Problemi'nin uçuş dizileri yaklaşımı ile ele alındığı çalışmalarda yaygın yaklaşım, uçuş dizilerini karar

değişkeni olarak tanımlayarak bunların arasından seçim yapmaktır. Önerilen modelde ise, uçuş dizileri önceden tanımlanmaksızın, model ile üretilmektedir. Bu model geliştirilerek, oluşturulan dizilerin birbirine bağlanmasını sağlayan kısıtlarla birlikte, büyük çevrim şeklinde bir çözüm elde edilmiştir. Önerilen çözüm yaklaşımı ve modellerden elde edilen sonuçlar karşılaştırmalı olarak sunulmuştur.

Bu çalışma kapsamında bakım gerekliliklerinin göz önünde bulundurulmasının yanı sıra, bakım istasyonu ve adam/saat uygunluğu ele alınmaktadır. Belirtildiği gibi problem hem büyük çevrim yaklaşımı ile ele alınmakta hem de diziler yaklaşımı ile yeni bir model önerilmektedir. Bu anlamda, bu çalışma, hem çözüm yaklaşımı hem model olarak alanyazında yer alan çalışmalara yenilik sunmaktadır.

1.2. Tezin Akışı

Bu çalışmanın ikinci bölümünde öncelikle Uçak Bakım Rotalama Problemi tanımlanarak probleme ilişkin yaklaşımlar açıklanmaktadır. Ayrıca alanyazında bu konu hakkında yapılan çalışmalardan bahsedilmektedir.. Üçüncü bölümde ise büyük çevrim yaklaşımı ile ele alınmaktadır. Problem Yan Kısıtlı Asimetrik Gezgin Satıcı Problemi olarak modellenerek bu modelin çözümüne yönelik ardıştırmalı melez bir algoritma önerilmektedir. Üçüncü Bölüm kapsamında öncelikle büyük çevrim yaklaşımı ile Uçak Bakım Rotalama Problemi tanımlanarak probleme ilişkin model sunulmaktadır. Daha sonrasında ise geliştirilen melez algoritmaya ilişkin unsurlar anlatılarak, algoritma tanıtılmaktadır. Son olarak ise önerilen algoritma test problemleri ile sınanarak sonuçlar verilmektedir. Dördüncü Üçüncü Bölümdeki test problemleri ile sınanan tamsayılı bu modelin çözümüne ilişkin sonuçlar sunulmaktadır. Bu bölüm kapsamında ayrıca 3. ve 4. Bölümde elde edilen sonuçların karşılaştırılması yapılmaktadır. Son bölümde ise sonuç ve öneriler yer almaktadır.

2. UÇAK BAKIM ROTALAMA PROBLEMİ

Belirtildiği gibi, uçakların belirli aralıklarla girmesi gereken farklı bakımlar vardır. Uçaklar için rotalar oluşturulurken, uluslararası düzenlemelerce asgari sıklıkları belirlenen bu bakımların da göz önünde bulundurulması gerekmektedir.

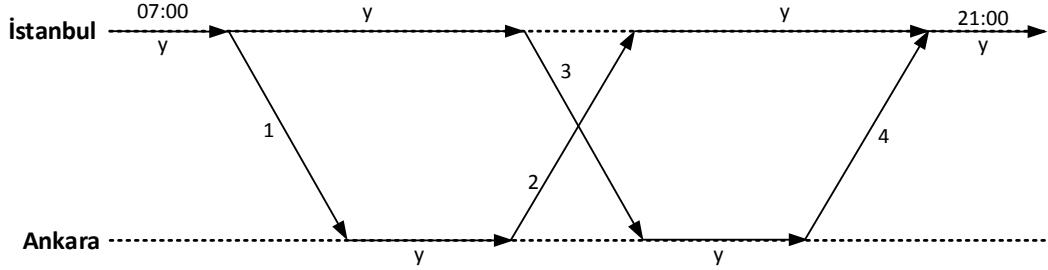
Filo atama sürecinde, tarife filolar bazında ayrıştığı için uçak rotalama her bir filo için ayrı problemler şeklinde ele alınmaktadır. Bu problem, özdeş uçaklar için faaliyet maliyetinin aynı olmasından dolayı uygunluk problemi olarak ele alınabilmekle birlikte; farklı amaçların tek başına ya da bir arada göz önünde bulundurulması da mümkündür. Çözüm gürbüzlüğünün enbüyüklenmesi, yolcular için cazip olan bağlantı sayılarının enbüyüklenmesi, toplam değerin enbüyüklenmesi bu amaçlara örnek olarak alanyazında yer almaktadır.

Tüm bu unsurlardan yola çıkarak bir tanım yapılacak olursa; Uçak Bakım Rotalama Problemi, belirlenen amacı eniyileyecek şekilde, her bir filo için ayrı gerçekleştirilerek, her bir uçak için planlama ufkundaki bakımların gerçekleştirilmesine imkân tanıyan uçuş dizilerinin oluşturulması problemidir.

2.1. Uçuş Dizileri

İki şehir arasındaki, yani şehir çiftleri arasındaki her bir uçuş, bir bacak olarak adlandırılmaktadır. Uçuş dizisi belirli uygunlukları sağlayan, ardışık uçuş bacaklarından oluşan bir dizidir. Burada belirli uygunluk, uçuşların art arda atanması için temel gerekli koşullardır. Bu koşullardan birincisi, bir bacağın varış noktasının ardına atanacak bir sonraki bacağın kalkış noktası olması zorunluluğudur. Diğer bir ifadeyle, bir uçuş dizisini gerçekleştiren bir uçağın vardığı havaalanı ile bir sonraki uçuş için kalkacağı havalimanının aynı olması gerekmektedir. Bir diğer koşul ise asgari uçak çevrim süresidir. Uçak çevrim süresi, bir uçağın havalimanına inişi ile tekrar kalkışı arasındaki süre olarak tanımlanmaktadır (ICAO, 2008). Bu sürede uçak; yolcu ve bagajın boşaltılması, uçağın temizlenmesi, yakıt alımı, ikram yüklenmesi, uçağın göz ile kontrol edilmesi, yolcu ve bagajın yüklenmesi gibi çeşitli yer hizmetleri süreçlerinden

geçmektedir. Dolayısıyla art arda atanan iki uçuş arasındaki süre gerekli hazırlıkların yapılması, prosedürlerin gerçekleştirilmesi için gerekli olan asgari uçuş çevrim süresinden az olmamalıdır.



Şekil 2.1 Basit Bir Rotalama Problemi

Temel gerekli koşulların yanı sıra havayolu işletmelerinde yaygın olarak uygulanan operasyonel kurallara vardır. Birçok havayolu işletmesi, açık devirleri (unlocked rotation) tercih etmektedir. Şekil 2.1'deki örnek ele alınacak olursa tüm uçuşları kapsayan 1,2,3,4,1 şeklinde oluşturulmuş bir rota açık bir devire örnektir. Filodaki bir uçağın atandığı uçuşların, aynı filodaki diğer bir uçağın atandığı uçuşlardan farklı olması halinde ortaya çıkan durum kırık devir (broken rotation) olarak adlandırılmaktadır. Kırık devirdeki iki uçuş dizisinin hiç bir ortak havaalanı içermemesi durumuna kapalı devir (locked rotation) denmektedir. Yine Şekil 2.1'deki tarife için uçuş dizileri, 1,2,1 ve 3,4,3 şeklinde oluşturulursa bu durumda ortaya çıkan durum kapalı devire örnektir. Bakım rotalama sürecinde, birçok havayolu kapalı devirlerden kaçınmaktadır. İdeal durumda havayollarının her bir filo için bir devir olacak, yani bir filodaki tüm uçaklar aynı uçuş dizisini takip edecek, şekilde rotalama yaptığı belirtilmektedir (Clarke vd. 1997; Barnhart vd., 1998; Liang ve Chaovalitwongse, 2009).

2.2. Bakım Gereklilikleri

Havayolu taşımacılığı hizmetleri, işletmelerin kurallarının ötesinde, ulusal ve uluslararası düzenlemelere tabidir. Havayolu işletmeleri de süreçlerinin farklı aşamalarında bu düzenlemelere uymak durumundadırlar.

Uçak bakımı da bu süreçlerden önemli biridir. Havayolu taşımacılığı

hizmetinin etkili ve verimli bir şekilde yürütülmesinde rol oynayan uçak bakım faaliyetinin temel amaçları aşağıdaki gibidir (Gerede, 1998):

- Uçuş faaliyetlerinde emniyetin sağlanması
- Uçağın uçuşa hazır durumda bulunmasının sağlanması
- Maliyetlerin, emniyet faktöründen ödün verilmeksizin azaltılması

Havayolu taşımacılığının sac ayağından biri emniyettir. Emniyetin sağlanması kazaların önlenmesinde doğrudan, havayolu imajında ise dolaylı bir etkiye sahiptir. Bir uçuş esnasında hem uçuş ekibi hem yolcular hem de yeryüzündeki insanlar için emniyetin sağlanmasında uçak bakım faaliyetleri kritik bir rol oynamaktadır.

Havayolu işletmelerinin imajı ve müşteri memnuniyeti üzerinde etkili olan bir diğer unsur ise gecikmeler ve iptallerdir. Meteorolojik koşullar, havaalanı kapasite kısıtları, yer hizmetlerinde yaşanan aksaklıklar ve hava trafik hizmetlerinden doğan sorunlar havayollarının kontrolünde olmayan gecikme/iptal nedenleridir. Öte yandan, uçak ve uçuş ekibi gibi havayolunun kaynaklarından doğan sorunlara bağlı gecikmelerin önüne geçilebilmesi mümkündür. Uçak kaynaklı teknik sorunlar dolayısıyla yaşanan iptal/gecikmelerin önlenmesinde bakım faaliyetleri önemli bir yere sahiptir. Bununla birlikte, uçak alırken yapılan yatırımın verimi, uçağın kullanımı ile mümkündür. Bu anlamda havayolu işletmeleri uçakların yerde bulunmasını tercih etmemektedirler. Uçağın yerde kalması oldukça maliyetli bir durumdur. Uçakların, iptal ve gecikme riskini azaltacak şekilde mümkün olduğunca uçuşta olması için bakım faaliyetlerinin titizlikle planlanması gerekmektedir.

Emniyetli, zamanında ve karlı uçuş hizmeti verebilmek için hem gereklilik hem de zorunluluk olan bakım faaliyetleri iki ana başlık altında ele alınmaktadır (Gerede, 1998);

- Önleyici amaçla gerçekleştirilen programlı bakımlar
- Düzeltici amaçla gerçekleştirilen programsız bakımlar

Programsız bakımlar Uçak Bakım Rotalama Problemi'nin kapsamı dışındadır. Programlı bakımlar ise gerçekleştirilme sıklıkları, bakım süreleri ve kapsamları bakımında sınıflara ayrılmaktadır. Bunlar; A, B, C ve D tipi bakımlardır. En sık yapılan ve en kısa süren bakım A tipi bakımken, en seyrek yapılan ve uzun süren D

tipi bakımdır. A tipi bakım 60-65 uçuş saatinde bir, 10-20 adam saat ile yaklaşık 4 saat süre içerisinde gerçekleştirilmesi gereken bir bakım türüdür. Ancak uygulamada A tipi bakım 40-45 uçuş saatinde, uçağın günlük kullanım oranına bağlı olarak yaklaşık 3-4 takvim gününde bir gerçekleştirilmektedir. Bu bakım tipi çoğunlukla uçağın yerde olduğu 22:00-08:00 saatleri arasında yapılmaktadır. B tipi bakım ise 300-600 uçuş saatinde bir gerçekleştirilmesi gereken ve 100-300 adam saat ile 10-15 saat süren bir bakım tipidir. C ve D tipi bakımlar ise daha kapsamlı bakım tipleri olup A ve B tipi bakıma göre daha seyrek gerçekleştirilmektedirler. C tipi bakım 1, D tipi bakım ise 4 yılda bir yapılmaktadır. C tipi bakım için 2100 adam saat ile 3 gün gerekmektedir. D tipi bakım ise 20000-3000 bin adam saat ile 3-5 haftalık bir sürede gerçekleştirilmektedir (Barnhart vd., 1998; Clarke vd., 1998; Gopalan ve Talluri, 1998; Bazargan, 2010). Bu süreler ortalama süreler olup uçak tiplerine ve havayolu işletimlerinin uygulamalarına göre değişiklik gösterebilmektedir.

Daha öncesinde de bahsedildiği gibi uçak rotalama, uçakların bakım gereksinimleri göz ardı edilmeksizin yapılmak durumundadır. Uçak rotalama problemine ilişkin en büyük zorluk budur. Havayolu çizelgeleme sürecinin bu aşamasında uçak hem tarife planlama hem de bakım planlama departmanı için kaynak niteliğindedir ve iki departmanın da talepleri bir arada ele alınmak durumundadır. Uçak bakım rotalama problemlerinde çoğunlukla en sık bakım türü olan A tipi bakımın ele alındığı görülmektedir (Liang ve Chaovalitwongse, 2009; Barnhart, 2009).

2.3. Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne Yönelik Yaklaşımlar

Uçak Bakım Rotalama Problemi, gerek işletmelerin uygulamaları, gerek gösterimi gerekse matematiksel modeli ve çözümü anlamında farklı yaklaşımlarla ele alınabilen bir problemdir. Bu başlık kapsamında öncelikle havayolu işletmelerinin uygulamaları kapsamında problemi ele aldıkları değişik yaklaşımlar hakkında bilgi verilecektir. Daha sonra ise problemin gösteriminde kullanılan farklı serim yapılarına değinilecektir. Son olarak ise Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne yönelik alinyazında yer alan modelleme ve çözüm yaklaşımları sunulacaktır.

2.3.1. Uygulamada Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne yönelik yaklaşımlar

Sektörde Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne yön vererek problem tanımını şekillendiren üç farklı yaklaşım yer almaktadır. Bu üç yaklaşım (Lacasse-Guay vd., 2010).:

- Büyük Çevrim
- Diziler
- Tek günlük rotalar

şeklindedir.

Büyük çevrim yaklaşımı her bir uçuşun bir kere kapsandığı büyük bir çevrim elde edilmesine yöneliktir. Filodaki her bir uçak söz konusu çevrime gün aşırı bir şekilde atanmaktadır. Büyük çevrim yaklaşımının temel çıkış noktası eşit uçak kullanım oranı imkânı yaratmaktır. Filodaki her bir uçağın aynı uçuşlara atanıyor olması ile hem uçuş sayısı ve hem de koşulları anlamında denge sağlanmaktadır.

Dizi yaklaşımında bakım gerekliliklerine uygun diziler önceden oluşturulmaktadır. Oluşturan bu diziler arasından, bütün uçuşların yalnızca bir kez kapsandığı, en küçük maliyetli çözüm için dizi seçimi yapılmaktadır. Dizi yaklaşımı Barnhart ve diğerleri (1998) tarafından alanyazına kazandırılmıştır ve o günden beri de dizi yaklaşımına ilişkin çalışmalar bu temel prensip üzerine öneriler üretmektedir.

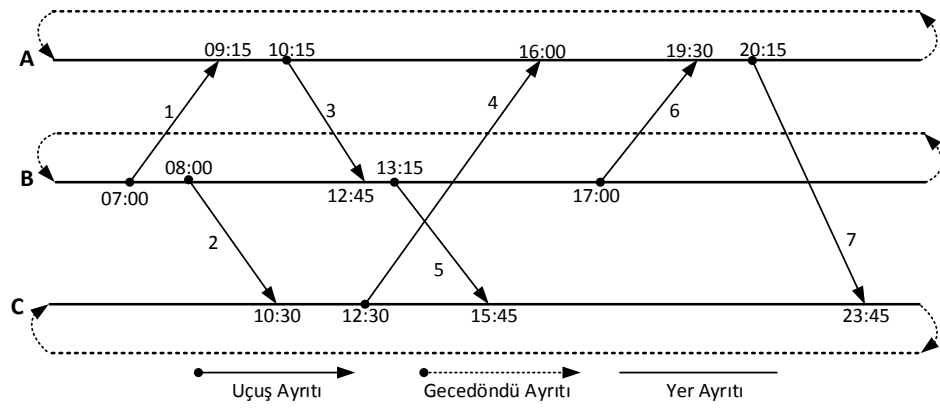
Tek günlük rota yaklaşımının temeli ise diziler yaklaşımına dayanmaktadır. Bu yaklaşımda oluşturulan diziler bakım periyodu uzunluğunda değil, günlük dizilerdir. Havayollarında da yaygın bir uygulama olan, bakımın yalnızca gecedöndü ayrıtında yapılabileceği varsayımı ile her bir uçak gece bakım istasyonunda olacak şekilde tek günlük diziler oluşturulmaktadır. Daha sonra ise bu diziler içinden bütün uçuşların bir kere kapsanacağı en düşük maliyeti ya da en yüksek değeri alacak şekilde diziler seçilmektedir (Lacasse-Guay vd., 2010).

2.3.2. Serim yapısı

Uçak rotalama problemlerinde yaygın olarak iki tür serim modeli kullanılmaktadır. Bunlar biri zaman-mekân serimi diğeri ise bağlantı serimidir.

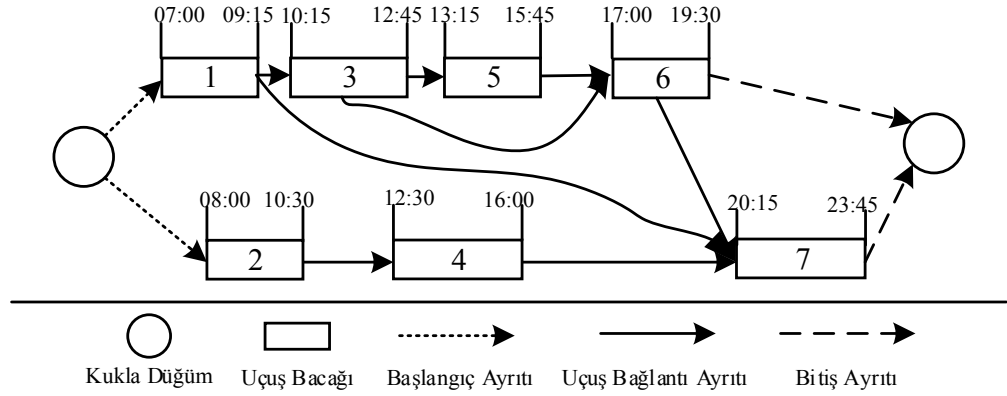
Bir eksenin zamanı diğeri eksenin ise havalimanlarını temsil ettiği zaman-mekân seriminde her düğüm bir havaalanına varış ya da havaalanından kalkış olayını

ifade etmektedir. D ğ mler, u u lar arası ba lantıların m mk n olması i in ger ek ini  ve kalkı  zamanlarına u ak  evrim s releri eklenerek belirlenmektedir. Bu g sterimde    tip ayrıtı vardır. Bunlar, belirli bir zamanda istasyonda bekleyen u akları temsil eden yer ayrıtıları; her bir u u  baca ını temsil eden u u  ayrıtıları ve g n n ilk olayı ile son olayını ba layan ve geced nd  ayrıtıları ( ekil 2.2). G n n ilk olayı ile son olayını ba lamak amacıyla geced nd  ayrıtı kullanılmasındaki temel gerek e g nl k u u  tarifesinin aynı olmasıdır. Bu ayrıtılar sayesinde g nl k tarifedeki u u ların atamasının s reklili i sa lanmaktadır (Liang ve Chavalitwongse, 2009).



 ekil 2.2 Zaman-Mekan Serimi

Ba lantı seriminde ise her bir d   m bir u u  baca ını temsil etmektedir. Bu serim yapısında da    tip ayrıtı vardır. Bunlar, uygun u u  bacaklarını ba layan u u  ba lantı ayrıtıları; bakım istasyonlarından ba layan u u lar i in, kukla d   mle u u  baca ı arasındaki u u  ba langı  ba lantı ayrıtıları ve benzer  ekilde bakım istasyonunda biten u u lar i in, u u  baca ı ile kukla d   m  ba layan u u  biti  ba lantı ayrıtılarıdır. İki u u  baca ının birbirine ba lanabilmesi, yani uygun u u  bacakları olarak nitelendirilebilmesi, i in zaman do rusunda bir  nceki u u un varı  meydanı ile bir sonraki u u un kalkı  meydanının aynı olması gerekmektedir (Sherali vd., 2006; Gr nkvist, 2005).  ekil 2.3’de,  ekil 2.2’de zaman-mekan serimi verilen tarifeyle ili kin ba lantı serimi g sterimi yer almaktadır.



Şekil 2.3 Bağlantı Serimi

Zaman-mekân gösterimi, bağlantı serimine göre daha yoğundur. Ancak bireysel bağlantıların ayırt edilmiyor olması sebebiyle, bağlantı seriminin gevşetilmiş bir hali olarak değerlendirilebilmektedir. Bağlantı serimi modelleme açısından zaman-mekân serimine kıyasla daha geniş imkanlar sunmaktadır. Bunun temel sebebi tüm maliyetlerin ya da kazanımların bağlantı ayrıtlarında ayrı ayrı ifade edilebiliyor olmasıdır. Zaman-mekân seriminin, bağlantı serimine göre, üstünlüğü daha az ayrıt içeriyor olmasıdır. Ancak, hesapsal kazanıma rağmen bağlantı seriminin üstünlükleri baskın gelmektedir (Barnhart vd., 1998).

2.3.3. Alanyazında Uçak Bakım Rotalama Problemi

Desaulniers ve diğerleri (1997), tek günlük uçak rotalama ve çizelgeleme problemi adı altında gerçekleştirdikleri çalışmada iki farklı model sunmuşlardır. Bu modellerden ilkinde her olası çizelge için bir ikili karar değişkeni tanımlanmış ve problem küme bölümlene problemi yapısında ele alınmıştır. Modelin amaç fonksiyonu karı enbüyükleme. Bu model için üst sınırlar sütun türetme yönetimi ile elde edilmiştir. Her bir uçak tipi için uygun çizelgeyi oluşturan farklı alt problemler tanımlanmıştır. Alt problemler zaman pencereli en uzun yol problemidir. İkinci modelde ise her bir ikili değişken iki uçuş bacağı arasındaki olası bağlantıyı temsil etmektedir. Çoklu emtia akış problemi şeklinde oluşturulan model için birinci modeldeki ile aynı zaman-mekan serimi kullanılmıştır. Bu model için Datzing-Wolfe ayrıştırması kullanılmıştır. Oluşturulan her iki tamsayılı model de dal sınır algoritması ile çözülmüştür. Gerçek veriler ile çözülen modellerde, değişkenlerinde

yapılan dallanmanın daha etkili sonuçlar verdiği ortaya çıkmıştır. Çalışmada her iki model için de bakım gerekliliklerinin göz önünde bulundurulduğuna dair bir bilgi yoktur.

Clarke ve diğerleri (1997) uçak rotalama adı altında ele aldıkları problemi yan kısıtlı asimetrik Gezgin Satıcı Problemi olarak modellemişlerdir. Bağlantılı uçuşların değerini enbüyüklemeyi amaçlayan model büyük çevrim yaklaşımına göre oluşturulmuştur. Yan kısıtlar, bakım ihlalli yolların engellenmesine yöneliktir. Uçuş tarifesinin günlük, düzenli olduğu kabul edilmiştir. Başlangıçta zaman-mekân serimi şeklinde ele alınan problemde, ardışık olarak gerçekleştirilmesi uygun uçuşların arasındaki bağlantı, karar değişkenleridir. Sonrasında Euler turu değerini enbüyüklemek şeklinde ele alınan problem, uçuşların düğümleri temsil ettiği yönlü bir serim ile gösterilerek açıklanmıştır. Düğümler arasındaki yönlü ayrıtlarda ise, iki uçuşu art arda gerçekleştirmenin değeri temsil edilmektedir. Çalışmada ardıştırmalı bir yaklaşım önerilmiştir. Bu yaklaşıma göre problem öncelikle, kırık rota oluşumu engellemek amacıyla kullanılan, alt tur engelleme ve bakım ihlali kısıtlarını göz önünde bulundurmaksızın sadece bir atama problemi olarak çözülmüştür. Her ardıştırmada çözüm taranarak alt tur ya da bakım ihlalli yol olup olmadığı kontrol edilmektedir. Bir ihlal var ise söz konusu ihlale yönelik kısıt gevşetilerek amaç fonksiyonuna eklenmektedir. Bu şekilde ilerleyen ardıştırmalı yapıda, yeni tanımlanan problemin Lagrange gevşetmesi, klasik subgradyant algoritması ile çözülmektedir. Çalışmada çözüme başlamadan önce gereksiz ayrıtların ve düğümlerin elenmesi için ön işleme yapılmaktadır. Örnek problemlerin bir kısmında değer enbüyüklemek şeklinde elde edilen çözümlerde bakım ihlaliyle karşılaşılmamış, çalışmaya bakım ihlali barındıran veri setleri ile devam edilmiştir.

Gopalan ve Talluri (1998), US Air için inceledikleri Uçak Bakım Rotalama Problemi'nde, uçuş hatları yaklaşımını kullanmıştır. Bu yaklaşım dizi yaklaşımının temelini oluşturmaktadır. Bir uçuş hattı sabah bir meydandan başlayıp akşam bakım istasyonu olan veya olmayan bir meydanda biten ardışık bir uçuş serisi olarak tanımlanmaktadır. Çalışmada ele alınan zaman-mekân serim yapısında ayrıtlar uçuş hatlarını, düğümler ise havaalanlarını temsil etmektedir. Günlük uçuş hatları, ilk giren ilk çıkar veya son giren ilk çıkar gibi basit kurallarla, gecedöndü ayrıtının olmadığı istasyonlardaki bütün bağlantıların sabitlenmesiyle önceden

oluşturulmuştur. Çalışmada hem günlük düzenli tarife, hem de günden güne değişiklik gösterebilen düzensiz tarife yapısı ele alınmıştır. Elde edilen çözümlerde oluşan kapalı devirlerin çözülmesi için uçuş, filo ya da ikisini birden değiştirerek en iyi çözümü bulma yoluna gidilmiştir. Yazarlar bu çalışmada uçuş dizileri sabit tutulmadığı durumda 2 günlük uçak rotalama problemlerinin dahi NP-tam problem olduğunu belirtmişlerdir.

Talluri (1998) ise, en fazla dört günde bir, gece bakım gereksinimi, her “n” günde bir de denge kontrolü gereksinimi göz önünde bulunduran bir Uçak Bakım Rotalama Problemi tanımlamıştır. Problemin bir uçağın en fazla üç gün bakım istasyonu olmayan meydanlara uçuş gerçekleştirdikten sonra bakım istasyonunun olduğu bir meydana gitmesini sağlayan bir Euler turu oluşturma problemi olarak ele alındığı çalışmada gün içi faaliyetleri tanımlayan uçuş hatları kümesinin verildiği kabul edilmiştir. Kümedeki mevcut hatlarda bakım gereksinimini karşılayan bir çözüm olmaması durumunda uçuş hatları değiştirilmektedir. Uçuş hatları sabit olarak ele alındığında problem sezgisel yöntemle çözüm aranmıştır. Çalışmada uçuş hatlarının sabit tutulduğu durumda bile 4 günlük uçak bakım otalama problemlerinin NP-tam olduğunu kanıtlanmıştır.

Barnhart ve diğerleri (1998) ise filo atama ve uçak rotalama problemini bütünleşik olarak ele almıştır. Çalışmada uçak rotaları oluşturulurken düzenli bakım da göz önünde bulundurulmuştur. Bu çalışma dizi yaklaşımına dayalı çözüm altyapısını oluşturan ilk çalışmadır. Oluşturulan modelin amaç fonksiyonu, tüm uçuşların yalnızca bir kez kapsandığı ve bakım kurallarına uygun dizilerin toplam maliyetinin enküçüklenmesidir. Uçuş dizileri karar değişkenlerini oluşturmaktadır. Olası tüm uçuş dizilerini türetmek çözüm süresi açısından maliyetli olacağı için problemin çözümünde dal-fiyat algoritması kullanılmıştır. Bu sayede çözümü iyileştirme imkânı olan diziler ardışıklı olarak üretilmektedir. Çalışmada daha sonrasında uçak kullanımını dengelemek adına diziler arası bağlantı kısıtı eklenmiştir. Bu sayede diziler yaklaşımı ile elde edilen çözüm büyük çevrim haline dönüştürülmektedir. Bağlantı kısıtlarının ele alınmadığı bütünleşik filo atama ve uçak rotalama problemi haftalık 1124 uzun mesafeli uçuş, 40 şehir ve 9 filoda toplam 89 uçak içeren veri seti için çözülmüştür. Bu veri kümesi için çözüm süresinin farklı tolerans değerlerinde 5 saat 27 dakika ile 5 saat 39 dakika arasında değiştiği

belirtilmiştir. Bağlantı kısıtları modele eklendikten sonra ise farklı filolar için 10 adet veri seti ele alınmıştır. En az uçuşlu filo için uçuş sayısı günde 51 iken, en çok uçuşlu filo için bu sayı günde 190'dır. Bağlantı kısıtlarını gözetmeksizin çözüm arandığı durumda en uzun çözüm süresi 3,7 saat, bağlantı kısıtları ele alındığında ise 10 saatin altındadır. Problemlerin yarısında çözüm süresinin %30'dan azının dizi üretmeye harcanırken geri kalanında bu oranın %90'nın altında olduğu ifade edilmiştir.

Moudani ve Mora-Camino (2000) problemi uçak atama ve bakım çizelgeleme adı altında, hem filo atama hem de bakım çizelgeleme problemini ele almışlardır. Çalışmada filo atama problemi için dinamik programlama yaklaşımı kullanılmışken bakım çizelgeleme problemi sezgisel yaklaşım ile çözülmüştür. Filo atama probleminin amaç fonksiyonu operasyon maliyeti ile transfer maliyetinin toplamından oluşmaktadır. Her bir uçağın teknik özellikleri göz önünde bulundurularak yalnızca bir uçuşa atanmasını sağlayan modele çözüm elde edildikten sonra ikinci aşamada bakım çizelgeleme problemi çözülmüştür. Önerilen yaklaşım tarifesiz uçuş yapan bir havayolu işletmesinin verilerine uygulanmıştır. Amaç fonksiyonun birinci kısmındaki operasyon maliyeti uçakların benzer özellikte olmasından dolayı sabit kabul edilmiştir. Filo atama kısmında 6 uçaklık probleme yaklaşık 100, 10 uçaklı probleme yaklaşık 200 ve 20 uçaklı probleme yaklaşık 400 saniyede çözüm bulunmuştur. Nihai çözümlerin, elle çözüm getirilen uygulamalara kıyasla önemli bir iyileştirme sağladığı belirtilmiştir.

Sriram ve Haghani (2003) en düşük maliyetli çoklu emtia akış problemi olarak yapılandırdıkları problemde A ve B tipi bakım kısıtlarına yer vermişlerdir. Oluşturulan model, bir tarifiede uçakların hangi uçuş bacağına atanacağı ile hangi bakım istasyonunda bakım hizmeti alacaklarının karar verilmesine yöneliktir. Modelde maliyetin enküçüklenmesi amacı ile oluşturdukları amaç fonksiyonu üç maliyet kalemini içermektedir; A tipi bakım maliyeti, B tipi bakım maliyeti ve bir şehir çiftine uygun olmayan uçağı atamanın ceza maliyeti. Ceza maliyeti daha büyük uçak gerektiren bacaklara küçük uçak atamak ya da tam tersi durumlarda oluşan maliyet olarak tanımlanmıştır. Dolayısıyla bu çalışmada uçak tipi ataması da göz önünde bulundurulmaktadır. Çalışmada yapı hem iki bakım aralığındaki gün sayısına dayanarak, hem de uçuş saati tabanlı olarak iki farklı şekilde modellenmiştir. Bakımın, çalışmalarda ve uygulamalarda yaygın olarak karşılaşıldığı şekilde, gece

yapılacağı varsayımı göz önünde bulundurulmuştur. Karma bir uçak filosu için haftalık döngüsel bir tarifeye sahip bir problem tanımlanmıştır. Bu tarife için öncelikle uçak atama daha sonra ise bakım çizelgeleme problemi çözülmüştür. Bakım çizelgeleme probleminin çözümü esnasında en iyi çözümü bulmak için bazı atamalarda değişikliğe gidilmesi gerekmiştir. Yazarlar uçakların filo bazında ele alındığı doğrusal modeli çözerek bütünsel en iyiyi bulmanın neredeyse imkânsız olduğunu belirterek sezgisel bir yaklaşım önermişlerdir. Önerilen yaklaşımda derinlik öncelikli arama ile rassal aramanın birleşimi kullanılmıştır. CPLEX ile 20 şehirli, 13 uçaklı bir probleme yaklaşık 4,5 saatte çözüm elde edilirken, sezgisel yaklaşımda bu süre 72 saniye olarak belirtilmiştir.

Saraç ve diğerleri (2006)'nin çalışmasında problem günlük Uçak Bakım Rotalama Problemi olarak ele alınmıştır. Bu çalışmada uçakların kalan yasal uçuş saatlerinin yanı sıra bakım istasyonlarındaki uygun adam saat ve bakım kaynak kısıtları da gözetilmiştir. Problemin amacı günlük toplam bakım maliyetinin enküçüklenmesidir. Ancak günlük uçak bakım maliyetlerinin belirlemenin zorluğundan ötürü bu amacı sağlamak adına amaç fonksiyonu uçakların toplam atıl zamanının enküçüklenmesi olarak ele alınmıştır. Belirlenen bir eşiğin üstünde uçuş saati olan uçaklar kritik uçak olarak tanımlanarak, uygun çözümde kritik uçakların bakım istasyonuna rotalaması yapılmıştır. Oluşturulan modelde düğümler uçuş bacaklarını, ayrıtlar ise uçuş bacakları arasındaki uygun bağlantıları temsil etmektedir. Modelde dört kısıt grubuna yer verilmiştir; uçak kapsama kısıtları, uçuş kapsama kısıtları, adam-saat uygunluk kısıtları ve hangar alanı uygunluk kısıtları. Belirtildiği gibi günlük olarak ele alınan problemde bakımın, gece uçak yerdeyken yapıldığı varsayımı gözetilmiştir. Kaynak kısıtları ile beraber problemin hacmi düşünülerek çözüm için dal-fiyat algoritması kullanılmıştır. Çözüm öncesinde gereksiz bağlantı ayrıtlarının elendiği ön işleme yapılmıştır. Çalışmada veri setleri Amerikan Havayolları'nın tariflerinden esinlenilerek üretilmiştir. 5 bakım istasyonunun bulunduğu 19 meydanlık 10 veri veri setleri 51, 101 ve 175 uçuş bacağı içermektedir. 51 uçuşluk veri seti için çözüm süresi 2-14 dk., 101 uçuşluk veri seti için 18-7200 dk., 175 uçuşluk veri seti için ise 14-7200 dk. arasında değişiklik göstermiştir. Çözüm süresinin %75-80'inin rota üretmek için kullanıldığı belirtilmektedir.

Gabteni ve Grönkvist (2006) çalışmalarında uçak rotalama probleminin bir uzantısı olan, oluşturulan rotalara kuyruk atamasının yapıldığı kuyruk atama problemini ele almıştır. Çalışmada kuyruk atama problemi, her düğümün bir uçuş bacağına ya da bakım gibi planlanmış başka bir aktiviteyi her ayrıtın ise iki aktivite arasındaki olası bağlantıları temsil ettiği bir uçuş serimi olarak tanımlanmıştır. Kuyruk atama probleminin birçok havayolunca yalnızca uygunluk problemi olarak ele alındığını belirten yazarlar, bu problem eniyileme yaklaşımı ile ele alındığında kaynak kullanımında verimliliğin artabileceğini vurgulamıştır. Çalışmada küme bölümlenme problemi olarak modellenen problemin amaç fonksiyonu seçilen uçuş dizilerinin toplam maliyetinin enküçüklenmesidir. Karar değişkenleri bakım süresini aşmayan uçuş dizilerini temsil etmektedir ve atama kısıtı gurubu seçilen dizilerin toplamda her uçuşun yalnızca bir kere kapsamasını sağlamaktadır. Tüm bakıma kurallarına uygun uçuş dizilerini, yani karar değişkenlerini, peşinen üretmenin maliyetli olacağı göz önünde bulundurularak oluşturulan model sütun türetme yöntemiyle çözülmüştür. Sütun türetmede yeni karar değişkenlerini oluşturmak üzere tanımlanan alt problem kaynak kısıtlı en kısa yol problemi olarak belirlenmiştir. Önerilen yaklaşımda başlangıç çözümlerini hızlı bir şekilde elde etmek ve sütun türetme temelli sezgisel yöntemden elde edilen sonuçların uygunluğunu sınamak için kısıt programlama kullanılmıştır. Yöntem, orta uzunluktaki bağlantı sürelerinin enküçüklenmesi ve uçak kullanım oranının enbüyüklenmesi olmak üzere iki farklı amaç için uygulanmıştır. Büyük verilerde dahi başarı ile uygulandığı ifade edilen yöntemde, başlangıç çözümünün bir kaç dakika içinde elde edilirken, yüksek kaliteli çözümlerin daha fazla zaman gerektirdiği belirtilmiştir.

Borndörfer ve diğerleri (2010) ise havayollarında meydana gelen gecikmelere ve bu gecikmelerin maliyetine dikkat çekerek, kuyruk atama probleminde bu sorunu da ele almanın faydalı olacağını belirtmiştir. Uçuşlar arası etkili tampon süreleri ile gecikme riskinin azaltılacağını savunan çalışmada kuyruk atama probleminde gürbüzlük ele alınmıştır. Bu amaçla önerilen yöntemde gecikme yayılımı olasılıkları türetilmektedir. Oluşturulan yaklaşımda amaç klasik kuyruk atama probleminin amacından farklı olarak, gürbüzlüğü ve yer zamanlarının dağılımı ve tampon zamanların atanması gibi bir takım anahtar performans göstergelerini ölçmek olarak belirlenmiştir. Oluşturulan rassal bir modelle her bir uçuş dizisi için toplam gecikme

yayılımı olasılığı belirlenmiştir. Kuyruk atama problemi yine Gabteni ve Grönkvist (2006)'da olduğu gibi küme bölümlene problemi olarak modellenmiştir. Modelin amaç fonksiyonu toplam gecikme yayılımını enküçüklemektir. Çözüm için sütun türetme algoritması kullanılmıştır. Gerçek problemlere ilişkin büyük verilerle yapılan testlerde yöntemin etkili olduğu belirtilmiştir. Uçak bakım rotalama alanyazında görece nadir olan gürbüzlüğü ele alan çalışma bu anlamda önem taşımaktadır.

Zhang ve diğerleri (2011) ise uçak atama şeklinde tanımladıkları problemi araç rotalama problemi şeklinde ele alarak, uygun bağlantıları gözeterek, toplam bağlantı süresini enküçüklemeyi amaçlayan bir model üzerinden karınca kolonisi algoritması ile bir çözüm önermişlerdir. Ticaret departmanının hazırladığı uçuş dizileri üzerinden çözüme giden çalışmada uçak atama problemi her bir uçağı bir araç, sürekli uçuşlar arası toplam bağlantı süresini müşteriler arası yolculuk süresine denk tutmuşlardır. Her bir uçağın depo ile özdeşleştirilen yapay uçuş dizilerinden başlayıp, toplam uygun sürelerini aşmaksızın, her bir diziyi yalnızca bir kere gerçekleştirmeleri amaçlanmıştır. Uçak kullanım oranını arttırmak amacıyla oluşturulan model karınca kolonisi algoritması ile çözülmüştür. Elde edilen sonuçlara bakıldığında elle yapılan ayarlama uçak kullanım oranı %57,3 iken karınca kolonisi ile elde edilen çözümde bu oran %58,2'ye çıkmıştır.

Froyland ve diğerlerinin (2013) yaptıkları çalışmada ise düzeltilebilir gürbüz bir kuyruk atama modeli önerilmiştir. Burada düzeltilebilirlik planlamada sapma durumundaki müdahaleyi ifade etmektedir. Çalışmada planlama ve düzeltmenin eş zamanlı olarak gerçekleştirildiği bir yapı kurulmuştur. Çalışmanın amacı düzeltme ve mevcut plandan sapma maliyetinin enküçüklendiği bir atama gerçekleştirmektir. Dizi yaklaşımıyla oluşturulan modelde temel karar değişkeni bir uçağın bir diziye atanıp atanmamasına ilişkindir. Oluşturulan en sade modelin bile oldukça büyük ve zorlu olmasından ötürü ayrıştırma yöntemlerinin kullanılması uygun bulunmuştur. Bunun üzerine bütünleşik havayolu problemlerinde etkili olduğu savunularak, Benders ayrıştırması ile sütun türetme yöntemlerinin işbirliğine başvurulmuştur. Uygulanan Benders ayrıştırması iki aşamalı olarak tasarlanmıştır. İki aşamalı algoritmanın birinci aşamasında tamsayı ana probleme kesiler eklenerek elde edilen sonucun iyi bir üst sınır verdiği tespit edilmiştir. İkinci aşamada harcanan zamanın büyük bir çoğunluğunun ise alt sınırı iyileştirmek için eklenen kesileri bulmaya

harcandığı belirtilmiştir. Algoritma birinci aşamanın sonunda durdurulduğu takdirde dahi kısa sürede en iyiye yakın sonuçlar bulunmuştur.

Başdere ve Bilge (2014) Uçak Bakım Rotalama Problemi'ni operasyonel kapsamda ele almıştır. Çalışmada her bir uçağın bakıma girmeden önce kalan kullanım süreleri göz önünde bulundurulmuştur. Bunun en büyük faydalarından birinin olası aksamalarda, uçak değişikliğinin kolaylaşacak olması olduğu belirtilmiştir. Problem yine dizi yaklaşımı ile ele alınmıştır. Oluşturulan modelin amacı, uçakların kalan süresinin kullanımının enbüyüklenerek her bir uçağa bakıma uygun dizilerin atanmasıdır. Problemi bağlantı serimi şeklinde tanımlayan çalışmada model iki farklı çözüm yaklaşımı ile sınanmıştır. Bunlardan biri kesin bir yöntem olan dal-sınır algoritması, diğeri ise sezgisel bir yöntem olan sıkıştırılmış tavlama'dır. Topladığı ağ yapısına sahip, haftada 354 uçuşu olan bir havayolu işletmesine ait verilerle bu iki yaklaşım uygulanmıştır. Uzun vadeli planlamanın daha kaliteli rotalar oluşturma imkânı sunacağını savunan çalışmada kaydırmalı bir yaklaşım önerilmiştir. Bu yaklaşıma göre her gün 7 gün için problem çözülmekte, bir ertesi gün için atanan rotalar sabitlenmekte ve o ertesi günün sonunda model tekrar çözümlenerek gerekli düzeltmeler sağlanmaktadır. Bu kaydırmalı yaklaşımın biricik olduğu belirtilmiştir. Dal-sınır algoritması için daha iyi bir alt sınır bulmanın çözümün verimliliğini, sıkıştırma benzetimi için daha etkili bir komşuluk aramanın çözüm kalitesini arttıracığı ifade edilmiştir.

Maher ve diğerleri (2014), düzeltilebilir gurbüz uçak bakım rotalama problemini ele almışlardır. Çalışma tek günlük rota yaklaşımı ile oluşturulan modelde karar değişkenleri bir havaalanından başlayıp, gece bir havaalanında tamamlanan uçuş dizileridir. Her uçuşun seçilen diziler içinde yalnızca bir defa kapsanması zorunlu tutulan model yan kısıtlı küme bölümlenme problemi olarak modellenmiştir. Burada önemli seçilen diziler serisinde bakım uygunluğunun korunmasını, yani uçağın vakti geldiğinde bakım istasyonu olan bir havalimanında sonlanan diziyi uçmasıdır. Bir uçağın bakım vakti geldiği halde bakım istasyonunda sonlanan bir diziyi atanmaması durumunu hatalı sıralama olarak adlandırılmıştır. Böyle bir durumda uçak değişikliği gerekmektedir. Bunu göz önünde bulunduran modelde hatalı sıralamalar amaç fonksiyonunda cezalandırılmaktadır. Bu problem tek günlük Uçak Bakım Rotalama Problemi olarak adlandırılmıştır. Aynı zamanda olası

senaryolar yaratılarak elde edilen düzeltme maliyeti de modele dâhil edilerek ortalamanın düzeltilebilir olması sağlanmıştır. Bu şekilde ele alınan problem ise düzeltilebilir gürbüz tek günlük günlük Uçak Bakım Rotalama Problemi olarak isimlendirilmiştir. Çözüm yöntemi olarak Benders ayrıştırması ile sütun türetme bütünleşik olarak kullanılmıştır. Elde edilen sonuçlar incelendiğinde hatalı sıralama sayısının en kötü durumda bile %56.25 azaldığı tespit edilmiştir.

Yan ve Jerry (2015) gürbüz uçak rotalaması problemini ele almıştır. Çalışmanın amacı toplam yayılmış gecikmeyi enküçüklemektir. Kar odaklı bakış açısının ürünü olan sıkışık çizelgelerin gecikmeyi tetikleyerek daha büyük kayıplara yol açabileceğini vurgulayan çalışmanın diğer çalışmalara en temel katkısı gecikmeler arasındaki ilişkiyi açıkça modelleyerek ele almasıdır. Model yine dizi yaklaşımı ile oluşturulmuştur. Çözüm yöntemi olarak satır-sütun türetme kullanılmıştır. Geriye dönük verileri olan 106 uçuş, 4 uçaklı ve 117 uçuş 23 uçaklı iki gerçek veri setinde model ve çözüm yönetimi uygulanmıştır. İki veri setinde de 20 dakikada en iyi çözüme ulaşıldığı belirtilmiştir.

Khaled ve diğerleri (2018) kuyruk atama problemi için yeni bir model önermiştir. Çalışmada amaç her bir uçağı operasyonel kısıtları göz önünde bulundurarak, toplam maliyeti enküçükleyecek şekilde uçuş bacaklarına atamaktır. Oluşturulan modelin daha önceki çalışmalarda ele alınan modellerden daha yoğun, boyutça daha küçük olduğu belirtilmiştir. Tamsayılı doğrusal modelin karar değişkeni, ikili bir karar değişkeni olarak, bir uçuşun bir uçağa atanması durumunu ifade etmektedir. Amaç fonksiyonu toplam atama maliyetinin enküçüklenmesidir. Problem zaman-mekân serimi yaklaşımı ile ele alınmıştır. Kesin yaklaşımla çözülen model 10 uçak ile gerçekleştirilen 417 uçuşluk, 15 günlük bir tarife verisinde 878 saniyede, 40 uçakla gerçekleştirilen 1494 uçuşluk, 30 günlük bir tarife verisinde ise 10800 saniyede çözüme ulaşmıştır.

Son olarak Maher ve diğerleri (2018), operasyonel belirsizlik altından ileriye dönük bakım kısıtları ile günlük bir kuyruk atama problemini ele almıştır. Çalışmanın amacı operasyonel esneklik imkânı yaratacak bir plan oluşturmaktır. Tek günlük rota yaklaşımı ile ele alınan modelde, üç günlük vadeler için rota oluşturmaktadır. Problem her gün için ayrı ayrı çözülmektedir. İleriye dönük bakım kısıtları ile ikinci ve üçüncü günler de üstü örtülü bir şekilde ele alınmıştır. Modelde amaç, hatalı

sıralamaların sayısının enküçüklenmesidir. Model dal-fiyat algoritması ve önerilen ardıştırmalı yeni ile çözülmüştür. Çalışmada girdi olarak Maher ve diğerleri (2015)'in çalışması sonucunda oluşan uçuş hatları kullanılmış, bu uçuş hatlarıyla her bir kuyruk numarası için rotalar oluşturulmuş, rotalar uygun olmadığı durumda ise uçuş hatlarında yeniden ayarlamaya gidilmiştir. Çözüm yönetimi olarak hem dal-fiyat algoritması hem de önerilen ardıştırmalı bir algoritma kullanılmıştır. Maher ve diğerleri (2015)'in çalışmasında tek günlük Uçak Bakım Rotalama Problemi sonucu elde edilen uçuş hatları ile problemi çözmek ile düzeltilebilir gürbüz tek günlük günlük Uçak Bakım Rotalama Problemi'nden elde edilen uçuş hatları ile problemi çözmek durumları karşılaştırılmış ve düzeltilebilir gürbüz tek günlük günlük Uçak Bakım Rotalama Problemi'nden elde edilen uçuş hatlarının kullanıldığı durumda hatalı sıralamaların daha az olduğu ve problemin daha etkin bir şekilde çözüldüğü tespit edilmiştir.

Alanyazından da görüldüğü gibi uçak rotalama problemi, farklı isimlerle, farklı kapsamlarda ele alınmış ve farklı çözüm yaklaşımları ile çözüm aranmıştır (Tablo 2.1). Bu konudaki alanyazının gelişimine bakıldığında probleme yönelik yaklaşımın büyük çevrimden, diziler yaklaşımına ve günümüzde de tek günlük dizi yaklaşımına doğru bir değişim gösterdiği görülmektedir. Bunun önemli sebeplerinden biri çözüm maliyeti olarak ifade edilmektedir. Büyük çevrim yapısı ile tek günlük rotalar yapısının temelinde aynı olduğu; ancak tek günlük rotalar yapısında olup büyük çevrim yapısında olmayan bağlantı kısıtlarının problemi zorlaştırdığı belirtilmiştir. Tek günlük rotalar yaklaşımı ile ele alınan bir probleme uygun çözüm bulunurken, aynı problemin büyük çevrim yaklaşımı için uygun çözümü olmaması durumu söz konusu olabilmektedir. Öte yandan daha önce de belirtildiği gibi eşit uçak kullanımını garanti etmek ancak büyük çevrim yaklaşımı ile mümkündür. Diziler yaklaşımının bir uzantısı olan tek günlük rotalar yaklaşımı ise uçak atama da ele alındığı durumda planlama esnekliği kazandırabilmektedir (Lacasse-Guay vd., 2010).

Tablo 2.1 *Alanyazında Uçak Bakım Rotalama Problemi*

Kaynak	Problem	Amaç	Bakım	Kaynak Kısıtları	Uçak Atama	Gürbüzlük	Düzeltililebilirlik	Filo Atama	Çözüm Yaklaşımı
Desaulniers ve diğerleri (1997)	Tek Günlük Uçak Rotalama ve Çizelgeleme	Toplam karı enbüyüklemek							Sütun Türetme ve Datzing-Wolfe Ayrıştırması
Clarke ve diğerleri (1997)	Uçak Rotalama	Toplam değeri en büyüklemek	+						Lagrange Gevşetmesi ile Subgradyant Eniyileme
Gopalan ve Talluri (1998)	Uçak Bakım Rotalama	Uygunluk	+						Sezgisel Algoritma
Talluri (1998)	Dört Günlük Uçak Bakım Rotalama	Uygunluk	+						Sezgisel Algoritma
Barnhart ve diğerleri (1998)	Uçak Filo Atama ve Rotalama	Toplam Maliyeti Enküçüklemek	+					+	Dal-Fiyat Algoritması
Moudani ve Mora-Camino (2000)	Uçak Atama ve Bakım Çizelgeleme	Toplam Maliyeti Enküçüklemek	+					+	Sezgisel Algoritma
Sriram ve Haghani (2003)	Uçak Bakım Çizelgeleme ve Yeniden Atama	Toplam Maliyeti Enküçüklemek	+	+	+				Sezgisel Algoritma
Saraç ve diğerleri (2006)	Operasyonel Uçak Bakım Rotalama	Toplam Atıl Uçuş Zamanını Enküçüklemek	+	+					Dal-Fiyat Algoritması
Gabteni ve Grönkvist (2006)	Kuyruk Atama	Toplam Maliyeti Enküçüklemek	+		+				Sütun Türetme ve Kısıt Programlama
Borndörfer ve diğerleri (2010)	Gürbüz Kuyruk Atama	Toplam Yayılmış Gecikmeyi Enküçüklemek	+			+			Sütun Türetme
Zhang ve diğerleri (2011)	Uçak Atama	Toplam Bağlantı Süresini Enküçüklemek			+				Karınca Kolonisi Algoritması
Froyland ve diğerlerinin (2013)	Düzeltililebilir Gürbüz Kuyruk Atama	Düzeltilme ve Mevcut Plandan Sapma Maliyetinin Enküçüklenmesi	+		+	+	+		Benders Ayrıştırması ve Sütun Türetme
Başdere ve Bilge (2014)	Operasyonel Uçak Bakım Rotalama	Toplam Atıl Uçuş Zamanını Enküçüklemek	+		+				Dal-Sınır Algoritması ve Sıkıştırılmış Tavlama
Maher ve diğerleri (2014)	Düzeltililebilir Gürbüz Tek Günlük Uçak Bakım Rotalama	Rotalama ve Hatalı Sıralama Maliyeti Toplamını Enküçüklemek	+			+	+		Benders Ayrıştırması ve Sütun Türetme
Yan ve Jerry (2015)	Gürbüz Uçak Rotalama	Toplam Bağlantı Süresini Enküçüklemek	+			+			Satır-Sütun Türetme Algoritması
Khaled ve diğerleri (2017)	Kuyruk Atama	Toplam Maliyeti Enküçüklemek	+		+				Tamsayılı Doğrusal Programlama
Maher ve diğerleri (2018)	Belirsizlik Altında Günlük Kuyruk Atama	Toplam Hatalı Sıralama Maliyetinin Enküçüklenmesi	+		+		+		Dal-Fiyat Algoritması

Çalışmaların büyük çoğunluğunda bakım gereklilikleri dikkate alınmaktadır. Ancak bakım kaynak kısıtlarının ele alındığı çalışmaların sayısı azdır. Bununla birlikte, problem birçok çalışmada uçuş dizileri (diziler ya da tek günlük rotalar) yaklaşımı ile ele alınmıştır. Bunun temel sebebi, belirtildiği gibi büyük çevrim yaklaşımı ile çözüm elde etmenin zorluğudur. Uçuş dizileri yaklaşımı ile ele alınan problem yaygın Küme Bölümleme modeli olarak Sütun Türetme yaklaşımı ile çözülmüştür.

3. UÇAK BAKIM ROTALAMA PROBLEMİNE BÜYÜK ÇEVİRİM YAPISI İLE GENİŞLETİLMİŞ LAGRANGE GEVŞETMESİ TEMELLİ SUBGRADYANT BİR YAKLAŞIM

Bu bölümde öncelikli olarak büyük çevrim yapısı ile tanımlanan Uçak Bakım Rotalama Problemi tanıtılmaktadır. Sonrasında ise tanımlanan probleme ilişkin çözüm yaklaşımından bahsedilmektedir. Oluşturulan model genişletilmiş Lagrange Gevşetmesi Temelli Subgradyant bir algoritma ile çözülmüştür. Bu kapsamda öncelikle algoritma genel hatları ile tanıtılmakta, devamında ise algoritmanın unsurlarına ilişkin detaylı bilgi verilmektedir. Son olarak ise önerilen yaklaşımın test problemleri ile sınanmasına ilişkin sonuçlar sunulmaktadır.

3.1. Büyük Çevrim Yapısı ile Uçak Bakım Rotalama Problemi

Daha önceki bölümlerde de değinildiği gibi büyük çevrim yaklaşımını diğer yaklaşımlardan ayıran en belirgin nokta, bütün uçuşların kapsandığı bir dizi oluşturulmasıdır. Büyük bir çevrim oluşturulması gerekliliğine dair temel iki sebepten bahsetmek mümkündür. Bunlardan birincisi, yine öncesinde belirtildiği gibi, eşit uçak kullanımını sağlamaktır. Bir diğeri ise 2. Bölüm’de bahsedildiği gibi öncelikle kırık devirlerin önüne geçerek, kapalı devirlerin engellenmesidir. Kapalı devirlerin havayolları için kabul edilemez olduğu ifade edilmektedir (Clarke vd., 1997). Buna göre büyük çevrim yapısı ile uçak rotalama problemi, belirli bir filoaya ait bakım kısıtlarını da göz önünde bulundurarak, her bir uçağın gün aşırı bir biçimde çevrimdeki bir güne atanmasını sağlayacak, o filonun atandığı tüm uçuşları kapsayan bir tur oluşturmaktır. Bu problem için oluşturulacak model çeşitli amaç fonksiyonları ile tanımlanabilmektedir. Bu çalışma kapsamında oluşturulacak modelin amacı toplam değerin enbüyüklenmesidir.

3.1.1. Serim gösterimi

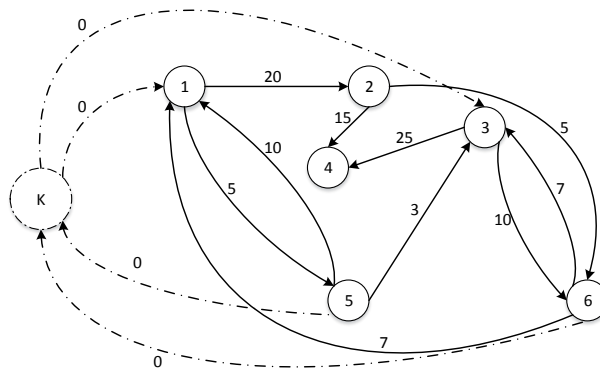
2. Bölüm altında değinildiği gibi, uçak bakım rotalama problemleri gerek zaman-mekân serimi gerekse bağlantı serimi olarak ele alınabilmektedir. Bu çalışma kapsamında, anlaşılabilirliğin yüksek olduğu ve modelleme yaklaşımına katkı sunacağı düşünülmektedir. Bu nedenle bağlantı serimi tercih edilmiştir. Buna göre $S(D, A)$, D düğümler kümesi

ve A ayrıtlar kümesinden oluşan yönlü bir serimi temsil etmektedir. İki düğüm bir ayrıt ile birbirine bağlanıyorsa bu düğümler komşudur. Benzer şekilde iki ayrıt en az bir düğüm paylaşıyorlarsa komşudur. Uçak Bakım Rotalama Problemi kapsamında düğümler uçuş bacaklarını temsil ederken, komşuluğu olan düğümler arasındaki ayrıtlar da söz konusu iki uçuşun art arda gerçekleştirebilirliğini göstermektedir. $i_j \in D, j = 1, 2, \dots, k$ olmak üzere i_j ile $j = 1, 2, \dots, k - 1$ için i_{j+1} düğümü arasında yönlü ayrıtların olduğu $\langle i_1, i_2, \dots, i_k \rangle$ düğümler dizisi yol olarak tanımlanmaktadır. Çevrim ise bütün düğümleri içeren yoldur.

Tablo 3.1. Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne Bir Örnek

Uçuş No	Süre (Saat)	Nereden	Nereye	Kalkış	Varış
1	1,5	A	B	08:00	09:30
2	1,0	B	C	10:30	11:30
3	2,0	A	C	14:30	16:30
4	1,0	C	B	17:00	18:00
5	1,5	B	A	19:00	20:30
6	2,0	C	A	12:00	14:00

Tablo 3.1'de verilen altı uçuşluk tarifeyle ilişkin serim Şekil 3.1'deki gibidir. Ayrıt yükleri bir uçuşu diğerinden sonra gerçekleştirmenin yaratacağı değeri ifade etmektedir.



Şekil 3.1 Bakım Rotalama Problemi Bağlantı Serimi

İki düğümün komşu düğümler olabilmesi, yani aralarında yönlü bir ayrıt

tanımlanabilmesi için bir düğümünün varış havaalanı ile diğer düğümünün kalkış havaalanı aynı olmalıdır. Diğer bir ifadeyle ayrıtların baş düğümlerinin kalkış havaalanları ile kuyruk düğümlerinin iniş havaalanları aynıdır. Örnek olarak 1 ve 2 uçuşları ele alınacak olursa, bu uçuşlara ait düğümler komşu düğümlerdir; çünkü 1 uçuşunun varış ve 2 uçuşunun kalkış havaalanı da B'dir.

3.1.2. Matematiksel model

Problem tanımında belirtildiği gibi, temel amaç bütün uçuşların kapsandığı ve bakım sürelerinin aşılmadığı bir tur oluşturmaktır. Diğer bir ifadeyle her uçuştan önce bir uçuş ve her uçuştan sonra bir uçuş gelmelidir. Bu koşulu klasik atama kısıt grubu ile sağlamak mümkündür. Sağlanması gereken bir diğer koşul ise kırık rota oluşmamasıdır. Her uçuşun öncesinde ve sonrasında bir uçuş gerçekleşmeli ve alt diziler olmaksızın bütün uçuşların kapsandığı bir tur elde edilmelidir. Bu açıdan bakıldığında kırık rotalar aslında mevcut yapıdaki alt turlardır. Dolayısıyla kırık rotaların engellenmesi için alt tur engelleme kısıtlarını kullanmak mümkündür. Bu iki kısıt grubu sonucu ortaya çıkan yapı Gezgin Satıcı Problemi ile örtüşmektedir. Bakım gerekliliğini ele almaksızın, büyük çevrim yaklaşımı ile uçak rotalama problemine ilişkin model şu şekilde tanımlanmaktadır:

Kümeler:

$U = \{0, 1, 2, \dots, f\}$ Uçuş bacakları kümesi

$S = \text{Bir alt turdaki ayrıtlar (uçuş bacakları) kümesi}$

Karar değişkeni:

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{eğer } i \text{ uçuşunun ardından } j \text{ uçuşu gerçekleştiriliyorsa} \\ 0, & \text{diğer durumlarda} \end{cases}$$

u_i : alttur engelleme kısıtı karar değişkeni

Parametreler:

v_{ij} = i uçuşunun ardından j uçuşu gerçekleştirildiğinde yaratacağı değer

Kısıtlar:

$$\sum_{j \in U} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in U \quad (3.1)$$

$$\sum_{i \in U} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in U \quad (3.2)$$

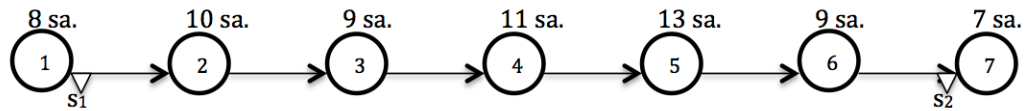
$$u_i - u_j + f \cdot x_{ij} - (f - 1) \leq 0 \quad i, j = 2, \dots, f \quad (3.3)$$

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall i, j \in U \quad (3.4)$$

Amaç Fonksiyonu:

$$enb \sum_{i \in U} \sum_{j \in U} v_{ij} x_{ij} \quad (3.5)$$

Asimetrik Gezgin Satıcı Problemi şeklinde oluşturulan modelde (3.1) ve (3.2) kısıtları atama kısıtlarıdır. Tüm uçuşların i uçuşundan sonra bir j uçuşu ve her j uçuşundan önce bir i uçuşu olacak şekilde atanmasını sağlamaktadır. (3-3) ise kırık devir oluşmasını engellemek amacıyla eklenen alttur engelleme kısıtıdır. Bakım ihlal kısıtlarını modele dâhil etmeden önce, esas ihlalli yolları ve bu yollardan oluşan bakım ihlalli yollar kümesi tanımlanmalıdır. Toplam uçuş süreleri bakım periyodundan uzun süren ardışık uçuşların oluşturduğu bir yol bakım ihlalli yol olarak adlandırılmaktadır. Şekil 3.2’de bakım ihlalli yola bir örnek verilmektedir.



Şekil 3.2 Bakım ihlalli yol için Bir Örnek

Örnekte her bir düğüm bir uçuşu, düğümler üzerindeki süreler ise uçuşların sürelerini ifade etmektedir. s_1 ve s_2 ise bakım imkanının olduğu noktaları temsil etmektedir. Bir uçağa bakım hizmetinin verilmesi için bakımdan önceki son varışını yaptığı havalimanında bakım istasyonu olması ve bir sonraki uçuşla arada bakım için yeterli zaman olması gerekmektedir. Ayrıca bu çalışma kapsamında bakım istasyonunda adam-saat ve yer uygunluğu da göz önünde bulundurulmaktadır. Bu açıdan bakım imkânı tanımlanırken, istasyon ve zamanın yanı sıra kaynak uygunluğu da ele alınmaktadır. Örneğe göre uçak i_1 uçuşundan sonra bakım hizmeti alabilmektedir. Örnekte yer alan $\langle i_1, i_2, i_3, i_4, i_5, i_6, i_7 \rangle$ uçuşlarının art arda gerçekleştirilmesiyle oluşan Y yolunda i_1 uçuşu sonrası bakım imkanı olduğu görülmektedir. Dolayısıyla i_2 uçuşu öncesi uçağın bakımından sonra geçen toplam süresi 0'dır. Uzun mesefeli uçuşlardan oluşan P yolu için bakım periyodu 40 gündür. Buna göre bakım ihalli yollar Tablo 3.2'de listelenmiştir.

Tablo 3.2 Bakım İhlalli Yollar

Başlangıç Düğümüne Göre Sınıflar	Bakım İhlalli Yollar
Sınıf 1	$P_1 = \{1, 2, 3, 4, 5\}$
	$P_2 = \{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$
	$P_3 = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7\}$
Sınıf 2	$P_4 = \{2, 3, 4, 5\}$
	$P_5 = \{2, 3, 4, 5, 6\}$
	$P_6 = \{2, 3, 4, 5, 6, 7\}$
Sınıf 3	$P_7 = \{3, 4, 5, 6\}$
	$P_8 = \{3, 4, 5, 6, 7\}$
Sınıf 4	$P_9 = \{4, 5, 6, 7\}$

İlk sınıf P_1, P_2, P_3 olmak üzere üç tane bakım ihlalli yol içermektedir. Bu üç yolun oluşumunun önüne geçmek için P_1 yolunun oluşumunu engellemek yeterli olacaktır. Aynı şey sınıf 2'deki P_4 , sınıf 3'teki P_7 yolları içinde geçerlidir. Sınıf 4 zaten tek bir yoldan oluşmaktadır. İşte bu P_1, P_4, P_7 ve P_9 yolları esas ihlalli yollar

olarak tanımlanmaktadır. Esas ihlalli yolların oluşturduğu küme de E 'dir. Örnek için $E=\{P_1, P_4, P_7, P_9\}$ şeklindedir.

Bu örnekteki $P_7=\{i_3, i_4, i_5, i_6\}$ esas ihlalli yol ele alındığında, bu yolun oluşumunu engellemek için i_3 uçuşundan sonra i_4 uçuşundan başka bir uçuş ve/veya i_4 uçuşundan sonra i_5 uçuşundan başka bir uçuş ve/veya i_5 uçuşundan sonra i_6 uçuşundan başka bir uçuş başka bir uçuş gelmesi gerekmektedir. Bu matematiksel olarak aşağıdaki şekilde ifade edilebilmektedir.

$$\sum_{j \in U \setminus \{i_4\}} x_{i_3j} + \sum_{j \in U \setminus \{i_5\}} x_{i_4j} + \sum_{j \in U \setminus \{i_6\}} x_{i_5j} \geq 1$$

Örnek için yazılan kısıtı genellemek için $P', P \in E$ 'deki son eleman hariç elemanlar kümesi olsun. $f(j)$ de $j \in P'$ 'den sonraki elemanı temsil ettiğinde, bakım ihlallerini engellemeye yönelik kısıt aşağıdaki (3.6)'daki gibidir.

$$\sum_{i \in P', j \in U \setminus f(j), i, j \in F} x_{ij} \geq 1 \quad \forall P \in E \quad (3.6)$$

Gerçek boyutta bir problem için E kümesine ait P esas ihlalli yolların sayısı oldukça fazladır. Bakım kısıtlarının da dâhil edildiği Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne ilişkin doğrusal modelin nihai hali (3.7)-(3.12)'de görülmektedir.

$$enb \sum_{i \in U} \sum_{j \in U} v_{ij} x_{ij} \quad (3.7)$$

$$\sum_{j \in U} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in U \quad (3.8)$$

$$\sum_{i \in U} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in U \quad (3.9)$$

$$u_i - u_j + f \cdot x_{ij} - (f - 1) \leq 0 \quad i, j = 2, \dots, f \quad (3.10)$$

$$\sum_{i \in P', j \in U \setminus f(j), i, j \in F} x_{ij} \geq 1 \quad \forall P \in E \quad (3.11)$$

$$x_{ij} \in \{0,1\}, u_i \geq 0 \quad \forall i, j \in U \quad (3.12)$$

3.2. Çözüm Yöntemi

Uçak Bakım Rotalama Problemi'ne ilişkin tamsayılı doğrusal model (3.7)-(3.12) ile verilmiştir. Modelin bir çözücü ile çözülebilmesi için öncelikle temel ihlalli yollar kümesinin belirlenmesi gerekmektedir. 10 uçuşlu bir tarifeye ait örnek problem için Python programlama dili ile yazılan bir algoritma ile öncelikle ihlalli yollar tespit edilmiştir. Bu örnek problem için tüm ihlalli yolların belirlenmesi yaklaşık 150 sn. sürmüştür. Ardından bu ufak boyutlu probleme ilişkin model Gurobi ile çözülmüştür. Uçuş sayısı 13'e çıkarıldığında ise bakım ihlalli yolların tespiti için çalıştırılan algoritma zaman durma koşulu olan 5 saatte durmuş; ancak bütün ihlalli yolları tespit edememiştir. Uçuş sayısındaki artışla birlikte bakım ihlalli yollar üssel bir şekilde artmakta ve ilgili parametre kümesini oluşturmak oldukça zorlaşmaktadır.

Gerçek bir problemin boyutu düşünüldüğünde de alt tur ve bakım ihlali engellme kısıtlarının sayısı üssel olacaktır. Dolayısıyla bu iki kısıt grubunu ele almak oldukça zordur. Uçak Bakım Rotalama Problemi'nin temel zorluğu bu iki kısıt grubundan kaynaklanmaktadır. Bu iki kısıt grubu olmaksızın model basit bir atama modelidir. Bu durum düşünülerek Lagrange gevşetmesi yaklaşımı uygulanması düşünülmüştür (Clarke vd., 1997). Lagrange gevşetmesi Uçak Bakım Rotalama Problemi gibi büyük ölçekli tümleşik eniyileme problemlerinde etkili bir yaklaşımdır (Fisher, 1973; Fisher, 2004). Bu yaklaşım, bir eniyileme probleminde bir ya da birden çok kısıt grubunun Lagrange çarpanları ile amaç fonksiyonuna eklenmesi ile elde yeni bir model elde edilmesine olanak sağlamaktadır.

$R^{n'}$ 'de boş olmayan bir küme ve $f: R^n \rightarrow R, g_i: R^n \rightarrow R, i = 1, \dots, m$ ile $h_i: R^n \rightarrow R, i = 1, \dots, n$ için fonksiyonlar olmak üzere. P problemi aşağıdaki gibi olsun:

$$g_i(x) \leq 0, i = 1, \dots, m$$

$$h_i(x) = 0, i = 1, \dots, n$$

$$x \in X$$

k.a.

$$\text{Enk } f(x)$$

Bu P probleminin g_i ve h_i kısıtları gevşetildiğinde, u_i ve v_i Lagrange çarpanları olmak üzere elde edilecek klasik Lagrange fonksiyonu aşağıdaki gibidir.

$$L(x, u, v) = f(x) + \sum_{i=1}^m u_i g_i(x) + \sum_{i=1}^n v_i h_i(x)$$

Subgradyant eniyileme yöntemi tümleşik eniyileme problemleri için iyi çarpanlar bulmakta etkili bir yöntemdir (Fisher, 1985). Clarke ve diğerleri (1997) de ele aldıkları Uçak Bakım Rotalama Problemi'nde alt tur ve bakım ihlali kısıtlarını gevşeterek ortaya çıkan problemi Subgradyant Eniyileme Algoritması ile çözme yoluna gitmiştir. Bununla birlikte bütün alt tur ve bakım ihlali engelleme kısıtlarını ele almanın gerekli olmadığını belirten çalışmada önceden de belirtildiği gibi ardıştırmalı bir yapı önerilmiştir. Bu yapıda problem öncelikle bir atama problemi olarak çözülmekte, daha sonra mevcut çözümde ihlal var ise bir tek kısıt üretilerek Lagrange fonksiyonuna alınmakta ve uygun çözüm elde edilene kadar ardıştırmalar devam etmektedir.

Bu tez kapsamında da yine Lagrange gevşetmesi yaklaşımı tercih edilmiştir. Ancak klasik Lagrange fonksiyonundan daha etkili olan Genişletilmiş Lagrange fonksiyonu tercih edilmiştir. Genişletilmiş Lagrange fonksiyonunun klasik Lagrange fonksiyonun farkı ceza ifadesidir. Doğrusal ya da karesel olabilen bu ceza ifadesi sayesinde ikil boşluğun önüne fonksiyonun farkını oluşturan ceza unsuru Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi bu fonksiyon ile elde edilen problemin çözümüne yönelik etkili bir algoritmadır. Bu algoritmanın tercih edilmesine sebep olan üstünlükleri bir sonraki başlıkta anlatılacaktır. Dolayısıyla Uçak Bakım Rotalama Problemi'nin çözümünde bu algoritma kullanılmaktadır. Bununla birlikte Clarke ve diğerleri (1997)'nin önerdiği ardıştırmalı yapı tercih

edilmiştir. Ancak bir sonraki başlıkta ele alınacağı gibi Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi çözümünde üst sınır olarak uygun çözümler yeterli olmaktadır. Bu da ikil çözümünde metasezgisel yöntemlerin kullanımına imkan vermektedir. Uçak Bakım Rotalama Problemi'nin modeli, daha önce de belirtildiği gibi, bakım kısıtları hariç tutulduğunda bir Asimetrik Gezgin Satıcı Problemi'dir. Gezgin Satıcı Problemi'nin çözümünde oldukça etkili metasezgisel algoritmalar olduğu bilinmektedir. Karınca Kolonisi Algoritması da bunlardan birisidir (Talbi, 2009). Karınca Kolonisi Algoritması kullanılarak alttır engelleme kısıtlarının zorluğu aşılmış dolayısıyla bu kısıtlıların gevşetilmesine gerek kalmamıştır. Alt problemde çözümlerin Karınca Kolonisi Algoritması ile elde edildiği Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi, Melez Algoritma olarak nitelendirilmektedir.

Sonraki üç alt başlıkla öncelikle Genişletilmiş Lagrange fonksiyonu tanıtılarak Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi anlatılacak, sonrasında ise Karınca Kolonisi Algoritması ile ilgili genel bilgi verilecektir. Son olarak ise bu bileşenlerin oluşturduğu bütün yöntem anlatılacak ve bir örnek problemle açıklanacaktır.

3.2.1. Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi

Bu problemin çözümü için Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi algoritması kullanılması tasarlanmıştır. Gasimov tarafında 2002 yılında geliştirilen, Genişletilmiş Lagrange Fonksiyonları Temelli Yöntemlerin özel bir türü olan Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi Algoritması bu algoritmanın temelini oluşturmaktadır (Gasimov, 2002). Subgradyant yöntemler 60'lı yıllarda ortaya çıkmıştır. Kullanımı ise farklı yaklaşımlarla çeşitlenerek, günümüze kadar gelmiştir. Genişletilmiş Lagrange fonksiyonu üretilirken “Sharp augmented” lagrange terimini kullanan Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nin diğer Genişletilmiş Lagrange fonksiyonu temelli yaklaşımlara göre önemli üstünlükleri bulunmaktadır. Bunlardan biri algoritmanın dışbükeylik ve türevlenebilirlik koşulu gerektirmeksizin bir çok dışbükey olmayan problem sınıfı için bütünsel eniyiyi garanti etmesidir. Ayrıca Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nin her ardıştırmasında ikil fonksiyonun değeri

önemli bir biçimde artmaktadır. Bu birçok subgradyant yöntemde geçerli olan bir durum değildir. Dolayısıyla Ceza ve Çarpanlar yönteminin aksine, Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi algoritması ceza terimini sonsuza götürme kaygısı taşımaksızın yakınsamayı garanti etmektedir. Öte yandan, algoritmanın Genişletilmiş Lagrange fonksiyonunun, kısıtsız bütünsel en küçüğünün kullanması ve adım uzunluğunun güncellemesinde esas problemin üst sınırına ihtiyaç duyması, uygulamada sorunlar yaratmaktadır. Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi de, bu zorlukların ortadan kaldırılması çabası sonucu tarafından geliştirilmiş bir algoritmadır (Kasimbeyli v.d., 2009). Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi genişletilmiş Lagrange fonksiyonu ile kurulmuş ikil problemin çözümüne yöneliktir.

S çözüm kümesi, $f_0: X \rightarrow R$ ve $f_0: X \rightarrow R^p$ sırasıyla amaç ve kısıt fonksiyonları olmak üzere (P2) problemi aşağıdaki gibi olsun:

$$f(x) = 0,$$

$$x \in S$$

k.a.

$$Enk f_0(x)$$

(P2) problemi için, R^+ pozitif sayılar, $\| \cdot \|$ öklid yada 1 normu, $\langle \cdot, \cdot \rangle$ ise R^m 'de iç çarpım olmak üzere *genişletilmiş* Lagrange fonksiyonu $L: S \times R^m \times R^+ \rightarrow R$ ve ikil fonksiyon $H: R^m \times R^+ \rightarrow R$ aşağıda verilmektedir:

$$L(x, u, c) = f_0(x) + c\|f(x)\| - \langle u, f(x) \rangle$$

$$H(u, c) = \text{enk}_{x \in S} L(x, u, c)$$

İkil problem (P2*) ise aşağıdaki gibidir:

$$\text{enb}_{(u,c) \in R^m \times R^+} H(u, c)$$

Bu problem için Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi algoritması ve ilişkili gösterimler aşağıda tanımlanmaktadır:

$f_0(x)$: amaç fonksiyonu

$f(x)$: kısıt fonksiyonları

k : ikil deęişkenlerin güncellenme sayısı

n : ardıştırma sayısı

u_k ve c_k : k . güncellemede ikil deęişkenlerin deęerleri

H_n : n . ardıştırmada üst sınır deęeri

$\varepsilon_1, \varepsilon_2$: kabul edilebilir hata miktarları

M : Büyük pozitif bir sayı

Δ_n : pozitif adım büyüklüğü parametresi

α ve δ : adım katsayıları

q : kısıt sağlama probleminin çözüldüğünde uygun bir çözüm bulunduęu durum sayısı

p : kısıt sağlama probleminin çözülemedięi durum sayısı

Adım 1: $\varepsilon_1, \varepsilon_2, \Delta_1, M$ ve H_1 'i belirle. $n=1, p=0, q=0$

Adım 2: $(u_1^n, c_1^n) \in R^m \times R^+$ ve $l(1)>0$. $k=1, u_k = u_1^n, c_k = c_1^n$

Adım 3: Verilen (u_k, c_k) için aşağıdaki kısıt sağlama problemini $P(H_n)$ çöz.

$$f_0(x) + c_k \|f(x)\| - \langle u_k, f(x) \rangle \leq H_n \text{ için } x \in S' \text{ i bul.}$$

Çözüm yoksa $(l(k))>M$ Adım 6'ya git. Diğer durumda, bir çözüm varsa, $f(x_k)=0$ olup olmadığını kontrol et. $f(x_k)=0$ ($f(x_k) < \varepsilon_1$) ise Adım 5'e git. Diğer durumda, Adım 4'e git.

Adım 4: İkili deęişkenleri aşağıdaki şekilde güncelle;

Adım uzunluğu,

$$0 < s_k = \frac{\delta \alpha (H_n - L(x_k, u_k, c_k))}{[\alpha^2 + (1 + \alpha^2)] \|f(x_k)\|^2}$$

$\alpha > 0$ ve $0 < \delta < 2$ olmak üzere

$$u_{k+1} = u_k + \alpha s_k f(x_k)$$

$$c_{k+1} = c_k + (1 + \alpha) s_k \|f(x_k)\|$$

Ayrıca s_k aşağıdaki özellięi sağlamalıdır:

$$s_k \|f(x_k)\| + c_k - \|u_k\| > l(k)$$

$k=k+1$. Adım 3'ü tekrarla.

Adım 5: x_k kısıt sağlama probleminin bir çözümü olmak üzere; $L(x_k, u_k, c_k) = f_0(x)$ ise $q = q + 1$. $p = 0$ ise $\Delta_{n+1} = \Delta_n$. Diğer durumda, $\Delta_{n+1} = \frac{1}{2} \Delta_n$. $\Delta_{n+1} < \varepsilon_2$ ise dur. $f_0(x)$ yaklaşık en iyi değer, x_k yaklaşık asıl çözüm ve (u_k, c_k) yaklaşık ikil çözümdür. Diğer durumda; $H_{n+1} = \text{enk}\{f_0(x_k), H_n - \Delta_{n+1}\}$. $n = n + 1$. Adım 2'ye git.

Adım 6: $p = p + 1$, $q = 0$ ise $\Delta_{n+1} = \Delta_n$. Diğer durumda, $\Delta_{n+1} = \frac{1}{2} \Delta_n$. $H_{n+1} = H_n + \Delta_{n+1}$. $n = n + 1$. Adım 2'ye git.

Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi' Sözde Kod 3.1'de algoritma genel hatlarıyla görülmektedir.

Sözde Kod 3.1 Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi

Girdi: $\varepsilon_1, \varepsilon_2, \Delta_1, M, H_1, n=1, p=0, q=0$

Repeat

$l(1) > 0$. $k=1, u_k = u_1^n, c_k = c_1^n$
 $z = f_0(x) + c_k \|f(x)\| - \langle u_k, f(x) \rangle \leq H_n$
If $z < H_n$ **Then**
 If $\|f(x_k)\| \leq \varepsilon_1$ **Then**
 $q = q + 1$
 If $p = 0$ **Then**: $\Delta_{n+1} = \Delta_n$
 Else: $\Delta_{n+1} = \frac{1}{2} \Delta_n$.
 $H_{n+1} = \text{enk}\{f_0(x_k), H_n - \Delta_{n+1}\}$
 $n = n + 1$

Else

$$s_k = \frac{\delta \alpha (H_n - L(x_k, u_k, c_k))}{[\alpha^2 + (1 + \alpha^2)] \|f(x_k)\|^2}$$

$$u_{k+1} = u_k + \alpha s_k f(x_k)$$

$$c_{k+1} = c_k + (1 + \alpha) s_k \|f(x_k)\|$$

$$k = k + 1$$

If $z > H_n$ veya $(l(k)) > M$ **Then**

$$p = p + 1,$$

If $q = 0$ **Then**: $\Delta_{n+1} = \Delta_n$

Else: $\Delta_{n+1} = \frac{1}{2} \Delta_n$

$$H_{n+1} = H_n + \Delta_{n+1}$$

$n = n + 1$. Adım 2'ye git.

Until $\Delta_n > \varepsilon_2$

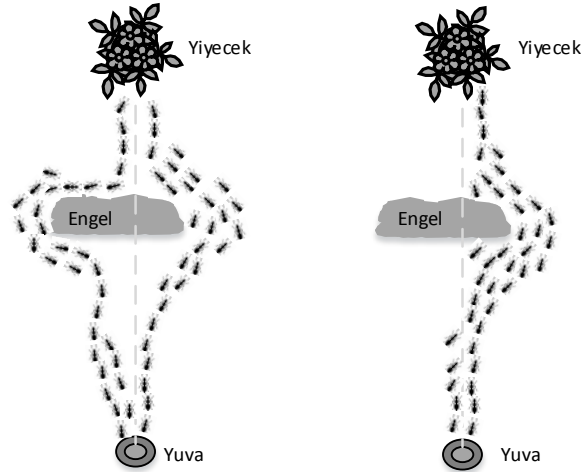
Çıktı: Bulunan En İyi Çözüm

3.2.2. Karınca Kolonisi Algoritması

Sürü zekâsı algoritmaları bir türün toplu davranışından esinlenilerek oluşturulan algoritmalar. Esinlenen sürüdeki bireyler basit ve karmaşık olmayan

parçalardır. Doğrudan olmayan bir iletişim ile hareketlerin belirlendiği bir işbirliği vardır.

Karınca kolonileri de planlı sosyal örgütlenme kabiliyetine sahip dağıntık sistemlerdir. Karınca kolonileri örgütleri sayesinde tek bir karıncanın kabiliyetinin çok üzerinde, karmaşık işleri başarabilmektedir. Karınca algoritmaları da gerçek karıncaların davranışının gözlemlenmesi sonucu ortaya çıkmış, eniyileme ve dağıntık kontrol problemleri için tasarlanmış algoritmalarlardır. Karınca algoritmalarındaki temel fikir, karıncaların eşgüdümsel hareket etmesini sağlayan özörgütlenme ilkesidir. Bu ilke, yapay etkenlere uyarlanarak sayısal problemlerin çözümü için kullanılabilmektedir. Karınca algoritmalarına ilham kaynağı olan farklı karınca davranışları vardır. Bunlardan bazıları, yiyecek arama, işgücü paylaşımı, kuluçka sırlama ve işbirlikçi ulaşımıdır. Tüm bu örneklerde karıncalar faaliyetlerini stigmergy sayesinde eşgüdümlü olarak yürütmektedir. Stigmergy etmenler arası doğrudan olmayan bir iletişim mekanizmasıdır. Bu mekanizma etmenlerin çevrelerinde yarattıkları değişiklikler ile eylemlere yol vermeleri olarak ifade edilebilir. Karıncaların feromon izinden faydalanarak, bir süre sonra yuva ile yiyecek arasındaki en kısa yolu tespit ve takip etmelerine ilişkin görsel Şekil 3.3'teki gibidir.



Şekil 3.3 Karıncaların Hareketi

Karınca algoritmalarının en başarılarından birisi karınca kolonisi algoritmasıdır (KKA). Algoritma Marco Dorigo tarafından 1992'de geliştirilmiştir. Temel prensibi karıncaların yiyecek kaynağı ile yuva arasındaki yolculuklarında en kısa yolu bulmak için feromon kokusu vasıtasıyla iletişimidir. Karıncalar üzerinden geçtikleri yollara

feromon izi bırakarak ilerler. Bir yolda ne kadar çok feromon izi varsa, karıncaların o yolu seçme olasılığı o kadar çoktur. Aynı yol üzerinden daha fazla karınca geçtikçe feromon izi takviye olurken bir yandan da zamanla belirli bir oranda buharlaşarak kaybolmaktadır. Algoritmada da ardıştırmalı olarak çözüm bileşenlerini bir araya getirerek çözüm inşa etmek için yapay karınca kullanılmaktadır.

Çözüm oluşturma aşamasında iki önemli bileşen etkilidir. Bunlardan ilki feromon izidir (α). Feromon izleri iyi çözümlere ait bir hafızayı temsil etmektedir. Diğeri ise probleme bağlı sezgisel bilgidir (η). Bu unsur karıncalara dışardan, daha iyi çözümler üretmek adına verilmiş bilgidir. Bu iki parametre arasındaki denge algoritmanın durgunluğa girmesini önlemek ve yerel en iyiye takılmadan, arama tecrübesinin aktararak geniş alanda arama yapmasını sağlamak için oldukça önemlidir.

Feromon izleri algoritmada düzenli olarak güncellenmektedir. Bu güncelleme iki aşamadan oluşmaktadır. Bunlardan biri buharlaşmadır. Feromon izinin belirlenen bir oranda azaltıldığı bu adımın amacı erken yakınsamayı önleyerek farklılaşmayı sağlamaktır. Diğer adım ise takviyedir. Bu adımda oluşan çözüme bağlı olarak feromon güncellemesi yapılır. Feromon güncellemesi temel olarak, çevrimiçi adım adım, çevrimiçi gecikmeli ve çevrimdışı olmak üzere üç türdür.

S aday çözümler, f amaç fonksiyonu (ve Ω kısıtlar kümesi olmak üzere (S, f, Ω) enküçükleme problemi ele alındığında amaç bütünsel en iyi olan $s_{opt} \in S$ 'u bulmaktır. Bu problem ait gösterim aşağıdaki gibi ifade edilmektedir (Dorigo ve Stützle, 2004).

Sonlu bileşenler kümesi: $C = \{c_1, c_2, \dots, c_{N_c}\}$

Durumlar: $x = \langle c_i, c_i, \dots, c_k, \dots \rangle \in X$ (tüm olası diziler)

Uygun durumlar: $\tilde{X} \subseteq \Omega$

Uygun çözümler kümesi: $S^* \subseteq \tilde{X}, S^* \subseteq X$

Maliyet: $f(s, t), s \subseteq S$

olmak üzere başlangıç feromon izleri (τ_{ij}) ve sezgisel bilgi (η_{ij}) ile yapay karıncalar $N = (C, L)$ serimi üzerinde hareket ederek çözüm oluştururlar. L bütün C 'nin bütün bileşenlerini bağlayan bağlantılar kümesidir. Ardıştırma sonrasında her $c_i \subseteq C$ ve $l_{ij} \subseteq L$ deki feromon güncellenmektedir.

Her bir k karıncasının özellikleri aşağıdaki gibi ifade edilmektedir:

- $N = (C, L)$ serimi üzerinde en küçük maliyetli uygun çözümü arar.
- Çözüm inşa etmek, çözümü geliştirmek ve geri dönerek feromon bırakabilmek için hafızası vardır.
- Bir başlangıç durumu ve tamamlanma koşuluna sahiptir.
- Hem uygun hem de uygun olmayan komşuluğa hareket ihtimali olduğu için uygun olmayan durum oluşturabilir.
- Feromon izi, hafıza ve problem kısıtları doğrultusunda hareketini olasılıklı bir şekilde seçer.

Karınca Kolonisi Algoritması'nın sözde kodu verilmiştir (Sözde Kod 3.2).

Sözde Kod 3.2 Karınca Kolonisi Algoritması

Girdi: Feromon bilgisi etkisi (α).

Sezgisel bilgi etkisi (η)

Buharlaşma oranı (e)

Karıncalar (a)

Ardıştırma sayısı (s)

Başlangıç feromon izi belirle:

Repeat

For each a Do

Feromon izlerini kullanarak çözüm üret ($p(\alpha, \eta)$);

Feromon izlerini güncelle:

Buharlaşma (e);

Takviye (ardıştırmadaki en iyi çözüm);

Until $s+1$

Çıktı: Bulunan en iyi çözüm.

3.2.3. Melez Algoritma

Önceden de değinildiği gibi, Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nde alt probleme ilişkin kısıt sağlama probleminin çözümleri Karınca Kolonisi Algoritması ile elde edilmektedir. Karınca Kolonisi Algoritması için başlangıç feromon miktarı rastgele bir çözüm üretilerek, uçuş sayısının bu çözümün toplam değerine olan oranı olarak belirlenmiştir. Rastgele çözüm, bir uçuş ile

başlayarak bu uçuşun arkasından gerçekleştirebilen ilk uçuş bulunduğunda diziye eklenerek oluşturulmaktadır (Sözde Kod 3.3).

Sözde Kod 3.3 Rastgele Çözüm Oluşturma Algoritması

Girdi: Uçuşlar(f)

Uçuşlar arası değer (v_{ij})

Uçuş sayısı= n

ziyaret={0}

değer=0

While (ziyaret|< n) **Do**

$i=0$

For each f **Do**

$j=f$

Eğer ziyaret edilmediyse

ziyaret=ziyaret+f

değer=değer+(v_{ij})

$i=f$

Çıktı: değer.

Başlangıç çözümü, rastgele çözümden elde edilen başlangıç feromon miktarı bilgisini kullanarak Karınca Kolonisi Algoritması ile oluşturulmaktadır (Sözde Kod 3.4). Başlangıç çözümü oluşturulurken bakım kısıtları göz ardı edilerek, problem yalnızca Asimetrik Gezgin Satıcı Problemi olarak ele alınmaktadır. Kullanılan Karınca Kolonisi Algoritması'nda feromon güncellemesi artıştırmadaki en iyi çözüme göre yapılmaktadır. Sezgisel çekiciliğe ait bilgi ise düğümler arası maliyetle ters orantılı olarak belirlenmiştir.

Sözde Kod 3.4 Başlangıç Çözümü Oluşturma Algoritması

Girdi: Başlangıç Feromon Miktarı ($R\hat{C}O/n$)

Uçuş Sayısı (n)

Uçuşlar (f)

Uçuşlar arası değer (v_{ij})

Do

Başlangıç çözümü=KKA(başlangıç feromon, v_{ij} , n)

Çıktı: Başlangıç Çözümü.

Melez Algoritma'nın esas döngüsü bu başlangıç çözümü ile başlamaktadır. Elde edilen çözümün bakım ihlali içerip içermediği kontrol edilmektedir. Bu kontrolün gerçekleştirilmesi için öncelikle bakım imkânlarının tespit edilmiş olması gerekmektedir. i, j uçuşları arasında bakım imkanının olması için, daha önceden de belirtildiği gibi üç gereklilik vardır;

1. i uçuşunun iniş havaalanı ile j uçuşunun kalkış havaalanı aynı ve iki uçuş arasındaki süre en az bakım için gerekli süre kadar olmalıdır.
2. i uçuşunun iniş yani j uçuşunun kalkış havaalanı bakım istasyonu olan bir üs olmalıdır.
3. Söz konusu bakım istasyonunda uçağı bakıma alabilecek uygun adam/saat ve hangar olmalıdır.

Bu üç gereklilik birlikte göz önünde bulundurularak $i, j = 1, \dots, n$ olan uçuşları temsil etmek üzere, $B = [b_{ij}]$ bakım imkanı matrisi oluşturulmaktadır.

$$b_{ij} = \begin{cases} 1, & i \text{ uçuşu ile } j \text{ uçuşu arasında bakım imkanı varsa} \\ 0, & \text{diğer durumlarda} \end{cases}$$

Bu üç temel gereklilik dışında havayollarının sıklıkla uyguladıkları yaklaşım, bakım faaliyetinin gece gerçekleştirilmesidir. Bunun temel sebebi, uçakların atıl zamanlarının değerlendirilerek, uçuş yoğun saatlerde Tarife Departmanınca rahatlıkla kullanılabilmesidir. Bu çalışma kapsamında bakım faaliyetinin 21:00-23:00 saatlerinden sonra gerçekleştirildiği göz önünde bulundurulmuş dolayısıyla bakım imkanı üç temel gerekliliği sağlamanın yanı sıra iniş zamanı bu saatlerden sonra olan uçuşlar için tanımlanmıştır.

Aralarında hiç bakım imkânı olmayan ve uçuş süreleri toplamı bakım periyodundan uzun olan uçuşlar dizisinden meydana gelen bu yolların tespiti için uçuş süreleri (t_i) de kullanılmaktadır. Bakım ihlalli yol tespitine ilişkin algoritma Sözde Kod 3.5'de görülmektedir. Bu algoritma ile bulunan ilk bakım ihlali için problemin amaç fonksiyonu, Lagrange fonksiyonu olarak güncellenmektedir. Ortaya çıkan bu yeni problem, Melez Algoritma ile çözülmektedir. Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nin her ardıştırmasında Karınca Kolonisi

Algoritması ile elde edilen çözüm belirli sayıda takas işlemi ile daha iyi bir çözüm için araştırılmaktadır. Yapılan komşuluk aramasında belirlenen ardıştırma sayısında en iyi çözümden daha iyi bir çözüm bulunduğu takdirde Karınca Kolonisi Algoritması'ndan elde edilen çözüm yerine bu çözümle devam edilmektedir. Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nden elde edilen çözüm tekrar bakım ihlali için kontrol edilmekte ve uygun çözüm (bakım kısıtlarına uygun) elde edilene kadar devam edilmektedir.

Sözde Kod 3.5 Bakım İhlalli Yol Bulma Algoritması

Girdi: Rota, Bakım Periyodu= p , Bakım İmkani Matrisi (B), Uçuş Süreleri (T)

$i=0$, $j=0$, kontrol= 0 , ihlal= $[]$, süre= 0

Repeat

If ($B(\text{Rota}(i+j)), (\text{Rota}(i+j+1)))=0$ **Then**

$j=j+1$

süre=süre+ $T(\text{Rota}(i+j))$

ihlal=ihlal+ $(\text{Rota}(i+j))$

Else

$i=i+1$

$j=0$

süre= $T(\text{Rota}(i))$

ihlal= $[\text{Rota}(i+j)]$

Until süre $<p$

Çıktı: Bakım İhlalli Yol.

Esas döngünün her bir ardıştırmasında belirlenen -engellenmesi istenilen- esas ihlalli yoldaki ardışık düğümler arasındaki feromon miktarları ayrıca buharlaştırılarak, alt turdaki ayrıtların tekrar seçilmesi olasılığı azaltılmaktadır. Bunun yanı sıra başlangıç çözümünün, bakım ihlali olmayan uygun bir çözümün olduğu durumlarla karşılaşıldığında, çözümün amaç fonksiyonunun iyileştirilmesinin mümkün olabileceği düşünülerek, komşuluk araması ile uygunluktan çıkarılarak Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi ile ele alınmaktadır.

Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nde ardıştırmalar ilerledikçe kısıt sağlama problemini çözmek, daha iyi çözümler bulmak zorlaşmaktadır. Karınca Kolonisi Algoritması ile elde edilen çözümlerde bu sebeple

rastgele komşuluk taraması yapılarak çözüm iyileştirilmeye çalışmaktadır. Komşu çözümler değiş-tokuş prosedürüne aranmaktadır (SWAP). Bununla birlikte Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nde kısıtların eşitlik şeklinde olmasından dolayı, bakım ihlali engelleme kısıtları aylak değişkenlerle eşitlik haline dönüştürülmektedir. Karınca Kolonisi Algoritması çözüm oluşturulurken ilgili aylak değişkenin değeri belirlenmiş alt-üst sınırlar içerisinde rastgele üretilmektedir. Ancak bu da (u_k, c_k) 'nin güncellenmesine rağmen $\|f(x)\|$ değerinin, ε_1 'den büyük kalmasına sebep olabilmektedir. Bu sebeple oluşturulan algoritmada, kısıt sağlama probleminin çözümünde belirli bir ardıştırmadan (ϑ) sonra rassal olarak üretilen aylak değişken değerlerinin alt-üst sınırları güncellenmekte ve problem bu yeni sınırlara göre çözülmektedir (NAA). Ayrıca belirtildiği gibi daha iyi çözümlere ulaşabilmek adına hem Karınca Kolonisi Algoritması hem de buradan elde edilen çözüm için komşuluk araması yapılmaktadır. Bu arama da belirli ardıştırma sayısı ile sınırlandırılmıştır (φ). Yapılan tüm bu uyarlamalar sebebiyle, Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nin asıl halinde, k 'nın bir fonksiyonu olarak belirlenen $l(k)$ değeri, f kısıt sağlama problemine çözüm arama sürecindeki ardıştırma sayısı, k , (u, c) 'yi güncelleme sayısı olmak üzere, $l(k, f)$ şeklindedir. Yapılan uyarlamalarla birlikte önerilen algoritma Melez Algoritma Sözde Kod 3.6'da görülmektedir. Burada, a , Karınca Kolonisi Algoritması ile elde edilen çözümleri, b , değiş-tokuş ile elde edilen çözümleri, y ise o zamana kadar bulunun en iyi çözümü ifade etmektedir. Bu çözümler üç bilgi içermektedir. Bunlardan ilki (w), çözümün amaç fonksiyonu değeridir. İkincisi (*çözüm*), elde edilen rota rotayı temsil etmektedir. Son olarak ise, $\|f(x)\|$, gevşetilerek amaç fonksiyonuna eklenen kısıtlara ilişkin norm vektörüdür.

Sözde Kod 3.6 Melez Algoritma

Girdi: $\varepsilon_1, \varepsilon_2, \Delta_1, M, H_1, n=1, p=0, q=0$

Repeat

$l(1)>0, k=1, u_k = u_1^n, c_k = c_1^n$

Repeat

$a[w, \text{çözüm}, \|f(x)\|] = \text{KKA}$

$b[w, \text{çözüm}, \|f(x)\|] = \text{SWAP}$

$f=f+1$

If $g > \mu$ ve $a_3 > \varepsilon_1$ Then

$y[w, \text{çözüm}, \|f(x)\|] = \text{NAA}$

$a_1 = y_1$

$a_2 = y_2$

If $g > \mu$ ve $b_3 > \varepsilon_1$ Then

$y[w, \text{çözüm}, \|f(x)\|] = \text{NAA}$

$b_1 = y_1$

$b_2 = y_2$

If $k = \vartheta$ Then

$y[w, \text{çözüm}, \|f(x)\|] = \text{NAA}$

If $a_1 \geq b_2$ Then

$a = b$

If $z_1 > a_1$ Then

$z = a$

If $z_1 = a_1$ ve $z_3 > a_3$ Then

$z = a$

Until $f > \varphi$

If $z < H_n$ Then

$q = q + 1$

If $p = 0$ Then: $\Delta_{n+1} = \Delta_n$

Else: $\Delta_{n+1} = \frac{1}{2} \Delta_n, \Delta_{n+1} < \varepsilon_2$

$H_{n+1} = \text{enk}\{f_0(x_k), H_n - \Delta_{n+1}\}$

$n = n + 1$

Else

$$s_k = \frac{\delta \alpha (H_n - L(x_k, u_k, c_k))}{[\alpha^2 + (1 + \alpha^2)] \|f(x_k)\|^2}$$

$$u_{k+1} = u_k + \alpha s_k f(x_k)$$

$$c_{k+1} = c_k + (1 + \alpha) s_k \|f(x_k)\|$$

$g = g + 1$

$k = k + 1$

If $z > H_n$ veya $(l(k)) > M$ Then

$p = p + 1,$

If $q = 0$ Then: $\Delta_{n+1} = \Delta_n$

Else: $\Delta_{n+1} = \frac{1}{2} \Delta_n$

$H_{n+1} = H_n + \Delta_{n+1}$

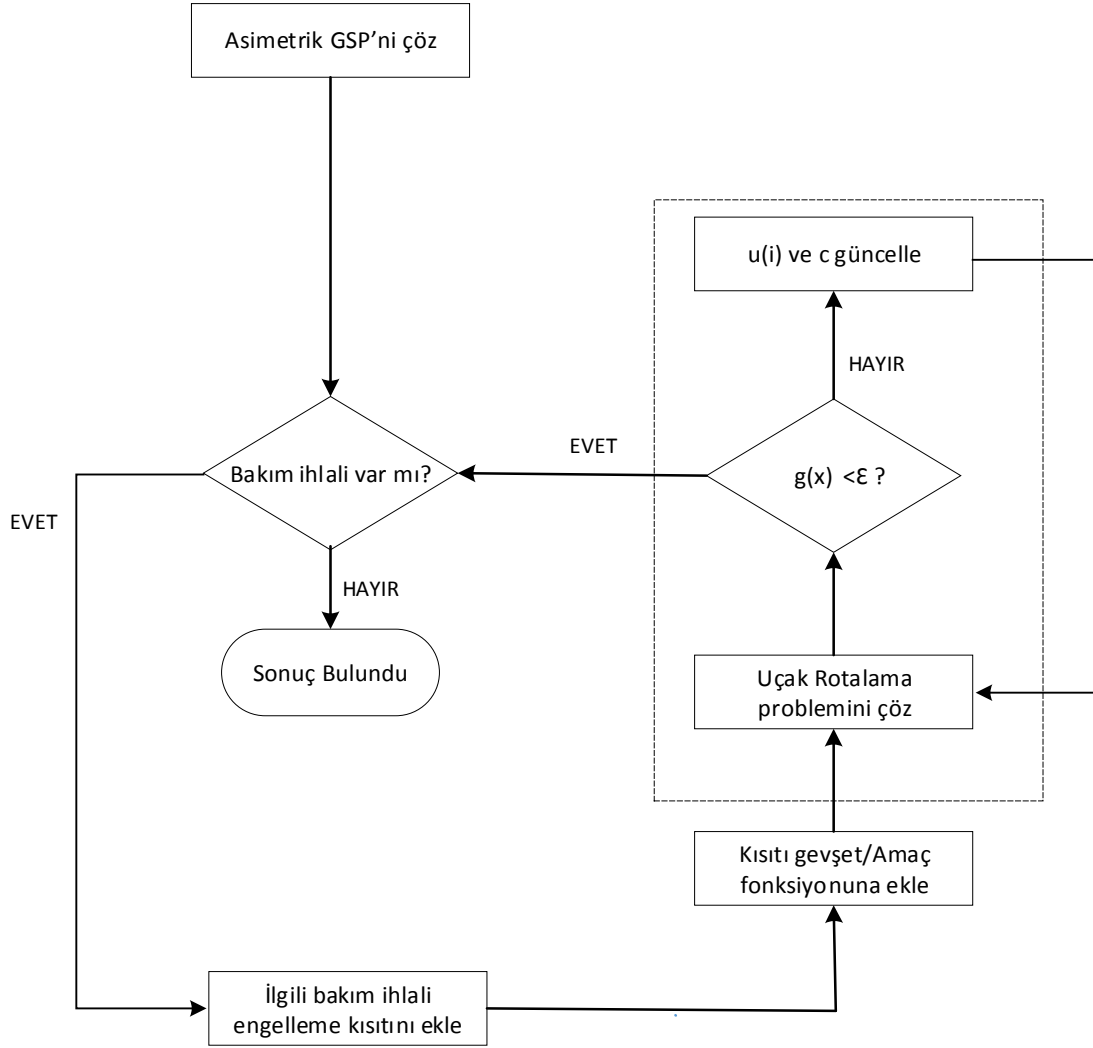
$n = n + 1$. Adım 2'ye git.

Until $\Delta_n > \varepsilon_2$

Çıktı: Bulunan En İyi Çözüm

Oluşturulan algoritmayı üç temel katmanda özetlemek mümkündür. En dış katman ihlal olup olmadığının denetlenerek varsa kısıtın oluşturulduğu katmandır. Bu katmanda her seferinde yeniden tanımlanan problem orta katmanda Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi ile ele alınmaktadır. En iç katmanda ise

Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nin 3. Adımındaki kısıt sağlama problemini çözen Karınca Kolonisi Algoritması yer almaktadır. Ardıştırmalı Melez Algoritma' akış şeması Şekil 3.4'deki gibidir.



Şekil 3.4 Geliştirilen Algoritmanın Akış Şeması

Önerilen algoritmanın 5 havaalanı 10 uçuşluk örnek problemlik veri için çözüm akışı Tablo 3.3'te görülmektedir. Tabloda da görüldüğü gibi algoritma 2 ana ardıştırmada sonlanmıştır. Diğer bir ifadeyle iki bakım ihlalli yol tespit edilmiş ve bunların engellenerek Melez Algoritma ile çözülmesi ile eniyi çözüme ulaşılmıştır.

Tablo 3.3. Melez Algoritma ile Örnek Bir Çözüm

Başlangıç Çözümü: [0, 1, 10, 7, 8, 9, 2, 3, 4, 5, 6]

Başlangıç Çözüm Değeri=102,5

1. ANA ARDIŞTIRMA

İhlalli Yol: [7, 8, 9, 2, 3, 4, 5]

1. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 1: $\varepsilon_1 = 0.001, \varepsilon_2 = 0.5, \Delta_0 = 10, M = 100, H_0 = 0, n = 0, p = 0, q = 0$.

Adım 2: $c_0 = 1.000, u_0 = (1.000)\Delta_0 = 10, k = 0, l(0) = 0$.

Adım 3: $f_0(x_0) = -140.50, \|f(x_0)\| = 0.150$

Adım 4: $c_1 = 1.004, u_1 = (0.999)k = 1, l(1) = 2$.

Adım 3: $f_0(x_1) = -143.00, \|f(x_1)\| = 0.050$

Adım 4: $c_2 = 5.079, u_2 = (-4.160)k = 2, l(2) = 6$.

Adım 3: $f_0(x_2) = 143.00, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $q = 0, p = 0, \Delta_1 = 10, n = 1, H_1 = -143.00$

2. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 5.241, u_2 = (0.858)k = 2, l(2) = 11$

Adım 3: $f_0(x_2) = 143.00, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 0, q = 1, \Delta_2 = 10, n = 2, H_2 = -143.00$

3. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 5.241, u_2 = (0.858)k = 2, l(2) = 102$

Adım 3: $f_0(x_2) = 143.00, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 0, q = 2, \Delta_3 = 5, n = 3, H_3 = -153.00$

4. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 5.241, u_2 = (0.858)k = 2, l(2) = 123$

Adım 3: $f_0(x_2) = 143.00, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 1, q = 2, \Delta_4 = 2.5, n = 4, H_4 = -148.00$

5. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 5.241, u_2 = (0.858)k = 2, l(2) = 146$

Adım 3: $f_0(x_2) = 143.00, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 2, q = 3, \Delta_5 = 1.25, n = 5, H_5 = -145.5$

6. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 5.241, u_2 = (0.858)k = 2, l(2) = 171$

Adım 3: $f_0(x_2) = 143.00, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 3, q = 2, \Delta_6 = 0.63, n = 6, H_6 = -144.25$

7. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 5.241, u_2 = (0.858)k = 2, l(2) = 198$

Adım 3: $f_0(x_2) = 143.00, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 3, q = 2 \Delta_7 = 0.31, n = 7, H_7 = -143.62$

Amaç Fonksiyonu Değeri=143.00

Rota: [0, 7, 5, 6, 1, 2, 3, 4, 8, 9, 10]

2. ANA ARDIŞTIRMA

İhalli Yol: [1, 2, 3, 4, 8, 9, 10]

2. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 7.017 u_2 = (-0.672, -0.335)k = 2, l(2) = 11$

Adım 3: $f_0(x_2) = 140.50, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 0, q = 1, \Delta_2 = 10, n = 2, H_2 = -140.50$

3. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 7.017 u_2 = (-0.672, -0.335)k = 2, l(2) = 102$

Adım 3: $f_0(x_2) = 140.50, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 0, q = 2 \Delta_3 = 5, n = 3, H_3 = -150.50$

4. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 7.017 u_2 = (-0.672, -0.335)k = 2, l(2) = 123$

Adım 3: $f_0(x_2) = 140.50, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 1, q = 2 \Delta_4 = 2.5, n = 4, H_4 = -145.50$

5. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 7.017 u_2 = (-0.672, -0.335)k = 2, l(2) = 146$

Adım 3: $f_0(x_2) = 140.50, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 2, q = 3 \Delta_5 = 1.25, n = 5, H_5 = -142.0$

6. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 7.017 u_2 = (-0.672, -0.335)k = 2, l(2) = 171$

Adım 3: $f_0(x_2) = 140.50, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 3, q = 2 \Delta_6 = 0.63, n = 6, H_6 = -140.75$

7. UÇT-GSY Ardıştırması

Adım 2: $c_2 = 7.017 u_2 = (-0.672, -0.335)k = 2, l(2) = 198$

Adım 3: $f_0(x_2) = 140.50, \|f(x_2)\| = 0.001$

Adım 5: $p = 3, q = 2 \Delta_7 = 0.31, n = 7, H_7 = -140.138$

Amaç Fonksiyonu Değeri=140.50

Rota: [0, 7, 8, 9, 10, 1, 2, 3, 4, 5, 6]

3.3. Sayısal Sonuçlar

Oluşturulan Melez Algoritma farklı büyüklüklerdeki 13 farklı problemle sınanmıştır. Test problemlerindeki tarifelerin bir kısmı alanyazından alınan tarifelerken bir kısmı tez kapsamında üretilmiş veya alanyazındaki tarifelerden türetilmiştir. Problemlerinin tamamında değerler matrisi, uçuşlar arası atıl zamanları temel alarak rassal olarak üretilmiştir. İki uçuş arası uçağın yerde kalacağı sürenin uzun olduğu bağlantıların değerleri daha düşüktür; çünkü bu havayolları tarafından istenmeyen bir durumdur. Söz konusu test problemlerindeki tarifelerin uçuş sayıları ve bu tarifelerin kökenleri Tablo 3.4’de yer almaktadır.

Tablo 3.4. *Test Problemleri*

Problem	Uçuş Sayısı	Köken
1	10	Tez Kapsamında Üretildi
2	13	Tez Kapsamında Üretildi
3	15	Tez Kapsamında Üretildi
4	20	Tez Kapsamında Üretildi
5	30	Bazargan, 2010
6	50	Tez Kapsamında Üretildi
7	70	Tez Kapsamında Üretildi
8	90	Tez Kapsamında Üretildi
9	109	Aydemir, 2008’den türetildi
10	127	Aydemir, 2008’den türetildi
11	137	Aydemir, 2008’den türetildi
12	150	Aydemir, 2008
13	260	Kasizadeh vd., 2017

Test problemlerine ilişkin parametre matrisleri MS Excel VBA kodları ile üretilmiştir. Tarifelerde yer alan kalkış-varış noktaları ve zamanları kullanılarak, uçuşlar arası bağlantı imkânı, bakım imkanı ve değer matrislerinin üretilmesini sağlayan VBA kodları sırayla EK1, EK2 ve EK3’de yer almaktadır.

Problemlerin çözülmesine yönelik bütün algoritmalar ise Python programlama

dili ile kodlanmıştır. Bütün deneyler PyCharm Community Edition 5.0.4 üzerinden yazılan kodlarla yapılmıştır. Deneyler, Python 2.7.11 versiyonu ile Intel Xeon CPU E5-1650 v2 3,50 GHz, 16 GB Ram özellikli bir bilgisayarda gerçekleştirilmiştir.

Test problemleri ana ardıştırmasında hem sadece Karınca Kolonisi Algoritması ile hem de Melez Algoritma ile olmak üzere iki farklı yaklaşımla çözülmüştür. Böylece iki yaklaşım karşılaştırılmıştır. Her iki yaklaşımda da başlangıç çözümleri Karınca Kolonisi Algoritması ile elde edilmiştir. Başlangıç çözümünün elde edilmesinde farklı parametre değerleri ile yapılan deneyler sonucu, parametreler için tespit edilen uygun aralık Tablo 3.5’de görülmektedir.

Tablo 3.5 *Başlangıç Çözümünde Kullanılan Parametreler*

Ardıştırma Sayısı	Karınca Sayısı	Buharlaştırma Oranı	α	β
50-70	10-30	0,2-0,5	0,2-0,5	3-7

Takip eden üç alt başlıkta sırasıyla, Karınca Kolonisi Algoritması ile elde edilen sonuçlar, Melez Algoritma’dan elde edilen sonuçlar ve bu sonuçların karşılaştırılması yer almaktadır.

3.3.1. Karınca Kolonisi Algoritması ile elde edilen sonuçlar

Karınca Kolonisi Algoritması ile elde edilen sonuçlar öncesinde test problemleri farklı parametreler için sınanmıştır. Bunun sonucu elde edilen ve uygun çözümler için kullanılan parametre değer aralıkları Tablo 3.6’de görülmektedir.

Tablo 3.6 *Karınca Kolonisi Algoritması’nda Kullanılan Parametreler*

Ardıştırma Sayısı	Karınca Sayısı	Buharlaştırma Oranı	α	β
70-200	50-150	0,2-0,5	0,2-0,5	3-7

Sonuçlar Tablo 3.7’de yer almaktadır. İlk iki sütun problem numarası ve uçur sayısını vermektedir. Üçüncü sütunda ise başlangıç çözüm değeri (f) yer almaktadır. Dördüncü sütunda eklenen bakım ihlali engelleme kısıtı sayısı (n) , diğer bir ifadeyle

toplam ana ardıştırma sayısı verilmektedir. Son iki sütun ise bulunan en iyi çözüm (z) ve bu çözüme elde etme süresi (t) bulunmaktadır.

Tablo 3.7 *Karınca Kolonisi Algoritması ile Elde Edilen Sonuçlar*

Problem	Uçuş Sayısı	f	n	z	t (sn.)
1	10	140,50	1	140,50	4,82
2	13	16450,00	3	16430,00	18,18
3	15	18759,00	4	18539,00	59,50
4	20	24943,00	1	25085,00	10,05
5	30	7400,00	3	7950,00	43,26
6	50	63859,00	3	65035,00	99,09
7	70	89208,00	3	92314,00	247,42
8	90	149139,00	4	152246,00	704,37
9	109	207175,00	1	220817,00	784,91
10	127	248288,00	1	262410,00	670,74
11	137	276385,00	4	287116,00	1459,03
12	150	214395,00	1	218385,00	437,04
13	260	437481,00	4	426247,00	1824,49

3.3.2. Melez Agoritma ile elde edilen sonuçlar

Melez Algoritma ile elde edilen sonuçlar için de Karınca Kolonisi Algoritması’da olduğu gibi sonuçlar öncesinde test problemler farklı parametreler için sınanmıştır. Bu algortmada hem Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi’nin parametreleri hem de iç döngüde çözüm için kullanılan Karınca Kolonisi Algoritması’nın parametreleri yer almaktadır. Buna bağlı olarak Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi’nde kullanılan parametreler Tablo 3.8’de, Karınca Kolonisi Algoritması’nda kullanılan parametrelerin değer aralıkları Tablo 3.9’da yer almaktadır.

Tablo 3.8 *Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi’nde Kullanılan Parametreler*

ε_1	ε_2	M	Δ_0	H_0	c_0	u_0
0,001-0,003	0,5	100-300	10-700	0	1,00	(1,00)

Tablo 3.9. Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi Çözümü için Karınca Kolonisi Algoritması'nda Kullanılan Parametreler

Ardıştırma Sayısı	Karınca Sayısı	Buharlaşma Oranı	α	β
50-70	10-50	0,2-0,5	0,2-0,5	3-7

Sonuçlar Tablo 3.10'da yine sırasıyla; problem numarası, uçuş sayısı, başlangıç çözüm değeri (f), eklenen bakım ihlali engelleme kısıtı sayısı (n) , en iyi çözüm (z) ve bu çözüme elde etme süresi (t) bulunmaktadır.

Tablo 3.10. Melez Algoritma ile Elde Edilen Sonuçlar

Problem	Uçuş Sayısı	f	n	z	t (sn.)
1	10	102,50	2	140,50	0,11
2	13	17512,00	2	17674,12	49,09
3	15	20027,00	3	20170,12	73,64
4	20	25677,00	1	25677,00	21,20
5	30	7850,00	10	8200,31	233,46
6	50	64074,00	7	65909,02	672,61
7	70	93182,00	3	93356,00	937,54
8	90	156756,00	1	156911,02	325,00
9	109	224124,00	1	224232,03	1439,62
10	127	259266,00	3	267217,01	4056,08
11	137	270559,00	2	291542,03	4645,79
12	150	220540,00	1	220540,02	567,91
13	260	438108,00	2	458978,02	5527,80

3.3.3. Sonuçların karşılaştırılması

İki yaklaşımla elde edilen sonuçlara bakıldığında, Problem 1 hariç Karınca Kolonisi Algoritması'nın Melez Algoritma'dan daha hızlı çözüm bulduğu görülmektedir. Bu beklenen bir sonuçtur. Bunun temel sebebi, melez yaklaşımda çözüm algoritması olarak kullanılan Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi'nin temelde iki döngü içermesidir. Karınca Kolonisi Algoritması yalnızca bir döngü ile çözüm bulurken, Uygun Çözüm Temelli

Geniřletilmiř Subgradyant Yöntemi anlatıldıđı gibi iç ve dış olmak üzere ve iç döngüde de Karınca Kolonisi Algoritması ile çözüm arayarak sonuç bulmaktadır. Bu da çözüm süresine yansımaktadır. Ayrıca her bir yeni kısıt tespitinde problemin baştan oluşturularak çözüldüğü düşünöldüğünde, kısıt sayısının da çözüm süreleri üzerinde etkili olduğunu söylemek mümkündür. Bu da algoritmalarındaki rassallığın getirdiđi bir durumdur.

Tablo 3.11 *Karınca Kolonisi Algoritması ile Melez Algoritma Sonuçlarının Karşılaştırılması*

Problem	Uçuř Sayısı	KKA	MA	%fark
1	10	140,50	140,50	0,00
2	13	16430,00	17674,12	7,57
3	15	18539,00	20170,12	8,80
4	20	25085,00	25615,01	2,06
5	30	7950,00	8200,31	3,14
6	50	65035,00	65909,02	1,34
7	70	92314,00	93356,00	1,13
8	90	152246,00	156911,02	3,06
9	109	220817,00	224232,03	1,55
10	127	262410,00	267217,01	1,83
11	137	287116,00	291542,03	1,54
12	150	218385,00	220540,02	0,99
13	260	426247,00	458978,02	7,68

Elde edilen sonuçlara bakıldığında Melez Algoritma (MA) ile elde edilen değerklerin Karınca Kolonisi Algoritması (KKA) ile elde edilen değerklerden daha iyi olduđu görölmektedir. Sonuçlar arasındaki yüzde fark Tablo 3.11’de yer almaktadır. Çözüm değerkleri arasındaki fark göz önünde bulundurulduğunda, aradaki süre farkına bakılmaksızın, Melez Algoritma’nın belirgin bir şekilde üstün olduđu görölmektedir. Her ne kadar Melez Algoritma’nın Uygun Çözüm Temelli Geniřletilmiř Subgradyant Yöntemi’ne ait ardıştırmasında ikil problem Karınca Kolonisi Algoritması ile çözülmüş olsa da, elde edilen bu uygun çözümü kullanan Uygun Çözüm Temelli Geniřletilmiř Subgradyant Yöntemi’nin çözüm kalitesini iyileřtirdiđi görölmektedir.

4. UÇUŞ DİZİLERİ YAPISI İLE UÇAK BAKIM ROTALAMA PROBLEMİNE YENİ BİR MODEL ÖNERİSİ

Bu bölümde Uçak Bakım Rotalama Problemi diğer bir yaklaşım olan uçuş dizileri yaklaşımı ile ele alınmaktadır. Bu kapsamda öncelikli olarak uçuş dizileri yapısı ile tanımlanan Uçak Bakım Rotalama Problemi tanıtılmaktadır. Sonrasında ise tanımlanan bu yaklaşıma yönelik alanyazında yer alan modellerden farklı olarak önerilen yeni model anlatılmaktadır. Son olarak ise örnek veri setleri üzerinde sınanan modele ilişkin sonuçlar yer almaktadır.

4.1. Uçuş Dizileri Yapısı ile Uçak Bakım Rotalama Problemi

2. Bölümde Uçak Bakım Rotalama Problemi büyük çevrim yaklaşımı ile ele alınmıştı, bu başlıkta ise problem diğer bir yaklaşım olan uçuş dizileri yaklaşımı ile modellenmektedir. Uçuş dizileri yaklaşımının temel amacı bakım periyodundan uzun olmaksızın bütün uçuşların yalnızca bir kez kapsandığı diziler elde edilmesidir. Alanyazında da değinildiği gibi, model farklı amaç fonksiyonları ile oluşturulabilmektedir. Bu başlık kapsamında modeli oluşturulacak dizi yaklaşımı ile Uçak Bakım Rotalama Problemi, bakım istasyonunun olduğu bir havaalanında başlayıp yine bakım istasyonunun olduğu bir havaalanında biten, bakım periyodundan uzun olmaksızın bütün uçuşların kapsandığı, toplam değeri enbüyükleyen uçuş dizileri oluşturmak olarak tanımlanmaktadır. Problem, büyük çevrim yaklaşımında olduğu gibi yine bağlantı serimi olarak ifade edilmiştir.

4.1.1. Matematiksel model

Dizi yaklaşımında yaygın bakış açısı bakıma uygun dizilerin önceden oluşturulması yönündedir. Alanyazında, oluşturulan diziler içinden amaç fonksiyonunu eniyileyecek şekilde seçim yapmaya yönelik, küme bölümlendirme yapısında, modeller yoğunluktadır. Bununla birlikte alanyazında da görüldüğü gibi tüm uçuş dizilerinin önceden üretilmesinin zorluğundan ötürü oluşturulan modeller Sütun Türetme algoritması ile ele alınmaktadır. Önerilen bu yeni model ise diziler arasından seçim yapılması yaklaşımının aksine, toplam değeri enbüyükleyecek şekilde bakıma uygun diziler oluşturmaya yöneliktir. Diğer bir ifadeyle, modelde

diziler karar deęiřkeni olarak ifade edilmek yerine, modelin çözümlü ile elde edilmektedir.

Kümeler:

$F = \{1, 2, \dots, f\}$ uçuřlar kümesi

$K = \{1, 2, \dots, m\}$ uçuř dizileri kümesi

Karar Deęiřkenleri:

$$w_{im} = \begin{cases} 1, & i \text{ uçuřu } m. \text{ diziye atandıysa} \\ 0, & \text{dięer durumlarda} \end{cases}$$

$$x_{ijm} = \begin{cases} 1, & m \text{ dizisinde } i \text{ uçuřunun ardından } j \text{ uçuřu gerekleřtiriliyorsa} \\ 0, & \text{dięer durumlarda} \end{cases}$$

u_i : alttut engelleme kısıtı deęiřkeni

Parametler:

p = bakım sıklıęı

v_{ij} = i uçuřunun ardından j uçuřu gerekleřtirildięinde yaratacaęı deęer

t_i = i . uçuřun süresi

Kısıtlar

$$\sum_{j \in F \setminus j=0} x_{0jm} \leq 1 \quad \forall m \in M \quad (4.1)$$

$$\sum_{i \in F \setminus i=0} x_{i0m} \leq 1 \quad \forall m \in M \quad (4.2)$$

$$\sum_{m \in M} \sum_{i \in F} x_{ijm} = 1 \quad \forall j \in F \setminus j = 0 \quad (4.3)$$

$$\sum_{m \in M} \sum_{j \in F} x_{ijm} = 1 \quad \forall i \in F \setminus i = 0 \quad (4.4)$$

$$\sum_{i \in F} x_{ikm} - \sum_{j \in F} x_{kjm} = 0 \quad \forall m \in M, \forall k \in F \quad (4.5)$$

$$u_i - u_j + f \left(\sum_{m \in M} x_{ijm} \right) - (f - 1) \leq 0 \quad \forall i, j, i, j \neq 0 \quad (4.6)$$

$$\sum_{j \in F} x_{ijm} - w_{im} = 0 \quad \forall i \in F, \forall m \in M \quad (4.7)$$

$$\sum_{m \in M} w_{im} = 1 \quad \forall i \in F \setminus i = 0 \quad (4.8)$$

$$\sum_{i \in F} t_i w_{im} \leq p \quad \forall m \in M \quad (4.9)$$

$$x_{ijm}, w_{im}, \in \{0,1\}, u_i \geq 0 \quad \forall i, j \in F, \forall m \in M \quad (4.10)$$

Amaç Fonksiyonu:

$$enb \sum_{m \in M} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F} v_{ij} x_{ijm} \quad (4.11)$$

Oluşturulabilecek dizi sayısı (m), bakım istasyonundan başlayan uçuş sayısı ile bakım istasyonunda biten uçuş sayısından küçük olanı ile sınırlıdır. Ancak bu sayı bir üst sınırdır. Kısıt grubu (4.1), (4.2) oluşturulabilecek dizi sayısına ilişkin kısıtlardır. Her dizi içerisindeki, bütün uçuşların öncesinde ve sonrasında bir uçuş olması ve uçuşların aralıksız bir akış içerisinde atanması gerekmektedir. Ayrıca her uçuş yalnız ve yalnızca ama mutlaka bir diziye atanmalıdır (4.3)-(4.6). Bununla birlikte, bir diziye atananan uçuşların toplam süresi bakım periyodundan (p) fazla olmamalıdır (4.7)-(4.9). Amaç fonksiyonu belirtildiği gibi toplam değerin enbüyüklenmesine yöneliktir.

4.1.1.1. *Bağlantı kısıtları*

(4.1)-(4.11) tanımlanan modelde her uçuşun mutlaka ve sadece bir dizide yer aldığı bakım kurallarına uygun ayrık diziler oluşturulmaktadır. Ancak önceki bölümlerde de değinildiği gibi dengeli uçak kullanımı kısıtı ortaya çıkmaktadır. Bu durum büyük çevrim yapısında doğrudan ele alınmaktadır. Bu kısıtın zorlayıcılığından ötürü dizi yaklaşımının hesapsal olarak daha kolay olduğu belirtilmekle birlikte dizi yaklaşımı ile yapılan çalışmalarda da seçilen dizilerin ardışık olarak bağlanması göz önünde bulundurulmuştur (Barnhart vd., 1998). Geliştirilen modele de bağlantı kısıtları eklenerek oluşturulan dizilerin bağlanması sağlanmıştır.

Uçuş dizileri arasında bağlantının sağlanarak bu bağlantıların yaratacağı toplam değeri amaç fonksiyonuna eklemek için yeni bir karar değişkeni tanımlanmıştır.

$$y_{ijmn} = \begin{cases} 1, i \text{ uçuşu ile biten } m \text{ dizisi } j \text{ uçuş ile başlayan } n \text{ dizisi ile bağlandıysa} \\ 0, \text{ diğer durumlarda} \end{cases}$$

h_m : alttur engelleme kısıtı değişkeni

Bu karar değişkeni ile oluşturulan (4.12)-(4.15) kısıtları ile her bir dizinin yalnızca bir diziye bağlanması ve dizilerin bir alt tur oluşturumaması durumu gözetilmektedir. Kısıt (4.12)' de, j uçuşu ile başlayan n dizisinin, i uçuşu biten m dizisine bağlanması sağlanmaktadır. Kısıtlar (4.13), (4.14)'de ise her dizinin öncesinde ve sonrasında yalnızca ve mutlaka bir diziye bağlanması şart koşulmaktadır. Kısıt (4.15) ise alt tur oluşumunu engellemektedir.

$$x_{i0m}x_{0jn} - y_{ijmn} \geq 0 \quad \forall i, j \in F \setminus i, j = 0, \quad (4.12)$$
$$m, n \in M$$

$$\sum_{n \in M} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F} y_{ijmn} \leq 1 \quad \forall m \in M \quad (4.13)$$

$$\sum_{m \in M} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F} y_{ijmn} \leq 1 \quad \forall n \in M \quad (4.14)$$

$$h_n - h_m + M \left(\sum_{m \in M} x_{ijm} \right) - (M - 1) \leq 0 \quad \forall i, j, m, n \neq 0 \quad (4.15)$$

$$y_{ijmn} \in \{0,1\}, h_m \geq 0 \quad \begin{array}{l} \forall i, j \in F, m, \\ \forall n \in M \end{array} \quad (4.16)$$

Yeni karar değişkenin de eklenerek diziler arası bağlantının sağlanması ile elde edilen yeni amaç fonksiyonu (3.17)'deki gibidir.

$$enb \sum_{m \in M} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F} v_{ij} x_{ijm} + \sum_{m \in M} \sum_{n \in M} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F} v_{ij} y_{ijmn} \quad (4.17)$$

(4.1)-(4.11) ve (4.12)-(4.17) ile tanımlanan doğrusal olmayan tamsayılı modelin sonucunda bakıma uygun dizilerden oluşan büyük bir çevrim elde edilmektedir.

4.1.1.2. Modelin doğrusallaştırılması

Bağlantı kısıtlarından doğrusallığı bozan (4.12) kısıtının doğrusal olarak ifade edilmesinin modelin hesapsal yükünü hafifleteceği düşünülerek bu kısıt doğrusallaştırılmıştır. Bu kısıt belirtildiği gibi j uçuşu ile başlayan n dizisinin, i uçuşu biten m dizisine bağlanması sağlamaktadır. Bu şekilde bir bağlantının mümkün olabilmesi için j . uçuşunun n dizisindeki ilk uçuş, i uçuşunun da m dizisindeki son uçuş olması gerekmektedir. Yani bu iki duruma ait değişkenler 1 değerini aldığıında söz konusu bağlantı değişkeni de 1 değerini alabilir; ancak bu zorunlu değildir. Bu değişkenler arasındaki ilişki Tablo 4.1'de görülmektedir.

Tablo 4.1 Dizilere Uçuş Atama İle Dizileri Bağlama Değişkenleri Arasındaki İlişki

x_{i0m}	x_{0jn}	y_{ijmn}
0	0	0
1	0	0
0	1	0
1	1	0 v 1

Bu durum ele alınarak (4.12) kısıtı yerine doğrusal iki yeni kısıt grubu tanımlanmıştır.

$$x_{i0m} - y_{ijmn} \geq 0 \quad \begin{array}{l} \forall i, j \in F, \\ \forall m, n \in M \end{array} \quad (4.18)$$

$$x_{0jn} - y_{ijmn} \geq 0 \quad \begin{array}{l} \forall i, j \in F, \\ \forall m, n \in M \end{array} \quad (4.19)$$

Bu kısıt gruplarıyla doğrusallaştırılan modelin nihai hali (4.20)-(4.35)'dir.

$$enb \sum_{m \in M} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F} v_{ij} x_{ijm} + \sum_{m \in M} \sum_{n \in M} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F} v_{ij} y_{ijmn} \quad (4.20)$$

$$\sum_{j \in F \setminus j=0} x_{0jm} \leq 1 \quad \forall m \in M \quad (4.21)$$

$$\sum_{i \in F \setminus i=0} x_{i0m} \leq 1 \quad \forall m \in M \quad (4.22)$$

$$\sum_{m \in M} \sum_{i \in F} x_{ijm} = 1 \quad \forall j \in F \setminus j = 0 \quad (4.23)$$

$$\sum_{m \in M} \sum_{j \in F} x_{ijm} = 1 \quad \forall i \in F \setminus i = 0 \quad (4.24)$$

$$\sum_{i \in F} x_{ikm} - \sum_{j \in F} x_{kjm} = 0 \quad \begin{array}{l} \forall m \in M, \\ \forall k \in F \end{array} \quad (4.25)$$

$$u_i - u_j + f \left(\sum_{m \in M} x_{ijm} \right) - (f - 1) \leq 0 \quad \forall i, j, i, j \neq 0 \quad (4.26)$$

$$\sum_{j \in F} x_{ijm} - w_{im} = 0 \quad \begin{array}{l} \forall i \in F, \\ \forall m \in M \end{array} \quad (4.27)$$

$$\sum_{m \in M} w_{im} = 1 \quad \forall i \in F \setminus i = 0 \quad (4.28)$$

$$\sum_{i \in F} t_i w_{im} \leq p \quad \forall m \in M \quad (4.29)$$

$$x_{i0m} - y_{ijmn} \geq 0 \quad \begin{array}{l} \forall i, j \in F, \\ \forall m, n \in M \end{array} \quad (4.30)$$

$$x_{0jn} - y_{ijmn} \geq 0 \quad \begin{array}{l} \forall i, j \in F, \\ \forall m, n \in M \end{array} \quad (4.31)$$

$$\sum_{n \in M} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F} y_{ijmn} \leq 1 \quad \forall m \in M \quad (4.32)$$

$$\sum_{m \in M} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F} y_{ijmn} \leq 1 \quad \forall n \in M \quad (4.33)$$

$$h_n - h_m + M \left(\sum_{m \in M} x_{ijm} \right) - (M - 1) \leq 0 \quad \forall i, j, m, n \neq 0 \quad (4.34)$$

$$x_{ijm}, w_{im}, y_{ijmn} \in \{0,1\} u_i h_m \geq 0, \quad \begin{array}{l} \forall i, j \in F, m, \\ \forall n \in M \end{array} \quad (4.35)$$

4.2. Sayısal Sonuçlar ve Sonuçların Karşılaştırılması

Önerilen matematiksel model 3. Bölüm’de yer alan test problemleri ile sınanmıştır. Matematiksel modelin çözümünde Python 2.7.11 ve eniyileme çözücüsü olarak Gurobi 8.0.0 kullanılmış ve tüm deneyler Intel Xeon CPU E5-1650 v2 3,50 GHz, 16 GB Ram özellikli bir bilgisayarda gerçekleştirilmiştir. Çözümüne ilişkin sonuçlar tablo 4.2’de görülmektedir. Tablo sütunlarında sırasıyla problem, problem boyutu, çözüm değeri (z), yüzde ikil boşluk (g) ve çözüm süresi (t) yer almaktadır.

Tablo 4.2 *Yeni Modelin Gurobi ile Çözümünden Elde Edilen Sonuçlar*

Problem	Uçuş Sayısı	z	g (%)	t (sn.)
1	10	140,50	0,00	0,15
2	13	17674,00	0,00	0,26
3	15	20170,00	0,00	0,34
4	20	25615,00	0,00	0,48
5	30	8200,00	0,00	1,81
6	50	65909,00	0,00	2,12
7	70	93371,00	0,01	47,04
8	90	157143,00	0,01	2252,93
9	109	224486,00	0,01	2472,25
10	127	268571,00	0,01	*
11	137	300164,00	0,02	*
12	150			-
13	260			-

* Programın 12 saatlik süre sınırı ile sonlandığı noktada elde edilen en iyi çözümün verildiği problemler
-Hafıza yetersizliği ile çözülemeyen problemler

Tablo 4.2’de görüldüğü gibi problemlerdeki uçuş sayısı arttıkça çözüm süresi üssel olarak artmaktadır. Özellikle 90 uçuşluk problemde bir kırılma göze çarpmaktadır. 127 ve 137 uçuşluk problemlerde program, süre sınırı olarak belirlenen, 12 saat içerisinde çözümü tamamlayamamıştır. Bu iki problem için verilen çözüm değerleri 12 saat sonunda ulaşılan değerlerdir. 150 uçuşluk 12. numaralı problemde ise program çözüme başlamadan, modelin tanımlanması esnasında, hafıza yetersizliği uyarısı ile sonlanmıştır. Modelin bu denli büyümesinin temel sebebi bağlantı karar değişkenleri ve bu değişkenlere bağlı kısıtların sayısındaki artıştır. Daha önceki bölümlerde de belirtildiği gibi, büyük bir çevrim elde etme arayışı, NP-Zor olan Uçak Bakım Rotalama Problemi’nin hesaplama karmaşıklığını da önemli ölçüde arttırmaktadır.

Bu bölüm kapsamında 3. Bölümde ve 4. Bölümde elde edilen sonuçlar karşılaştırılmaktadır. Bunun yanısıra 13 test problemindeki değer ve tarife bilgisi kullanılarak, bu 13 probleme ilişkin basit Gezgin Satıcı Problemi de çözülerek sonuçları sunulmuştur. Burada basit Gezgin Satıcı Problemi ile ifade edilen, bakım

gereklilikleri ve buna bağlı başlangıç-bitiş düğümü kısıtlamaları olmaksızın yalnızca en büyük değeri veren çevrimlerin bulunması problemidir. Bundaki amaç sonuçları değerlendirirken referans oluşturacak üst sınır değerleri elde etmektir. Sonuçlar Tablo 4.3’de yer almaktadır. İlk iki sütun yine test problemini tanımlarken, üçüncü sütun Gezgin Satıcı Problemi’nin (GSP) çözüm değerini, dördüncü sütun Melez Algoritma (MA) ile elde edilen çözüm değerlerini, beşinci sütun ise önerilen yeni modele ilişkin sonuçları vermektedir. Diğer üç sütunda ise çözüm değerleri arasındaki yüzde farklar görülmektedir.

Tablo 4.34.2 *Tez Kapsamında Elde Edilen Sonuçların Karşılaştırılması*

Problem	Uçuş Sayısı	Z_{GSP}	Z_{MA}	Z_{YM}	Z_{GSP}/Z_{MA}	Z_{GSP}/Z_{YM}	Z_{YM}/Z_{MA}
1	10	143,00	140,50	140,50	1,78	1,78	0,00
2	13	17674,00	17674,12	17674,00	0,00	0,00	0,00
3	15	20170,00	20170,12	20170,00	0,00	0,00	0,00
4	20	25677,00	25615,01	25615,00	0,24	0,24	0,00
5	30	8200,00	8200,31	8200,00	0,00	0,00	0,00
6	50	65923,00	65909,02	65909,00	0,02	0,03	0,00
7	70	93371,00	93356,00	93371,00	0,02	0,00	0,02
8	90	157206,00	156911,02	157143,00	0,19	0,04	0,15
9	109	224495,00	224232,03	224486,00	0,12	0,00	0,11
10	127	268571,00	267217,01	268571,00*	0,50	0,00	0,50
11	137	300252,00	291542,03	300164,00*	2,99	0,03	2,96
12	150	220835,00	220540,02	-	0,13		
13	260	479527,00	458978,02	-	4,48		

* Programın 12 saatlik süre sınırı ile sonlandığı noktada elde edilen en iyi çözümün verildiği problemle -Hafıza yetersizliği ile çözülemeyen problemler

Sonuçlara bakıldığında ilk dört problem için melez Melez Algoritma ile elde edilen sonuçlar ile yeni modelin Gurobi ile çözümünden elde edilen sonuçların örtüştüğü görülmektedir. Ayrıca 2 ve 3. Uçuş sayısı arttıkça Melez Algoritma ile elde edilen çözümlerle yeni modele ilişkin çözümler arasında küçük farkların oluştuğu

görülmektedir. Öte yandan yeni modele ilişkin çözümlerin elde edilemediği problemler için Melez Algoritma ile çözüme ulaşılmıştır. Elde edilen sonuçlar ile Gezgin Satıcı Problemi'nden elde edilen üst sınır değerlerine bakıldığında farkın oldukça az olduğu görülmektedir. Bu Gezgin Satıcı Problemi probleminin bakım kısıtlarından arındırılmış olması dolayısıyla önemli bir sonuçtur.

Tablo 4.44.2 Çözüm Sürelerinin Karşılaştırılması

Problem	Uçuş Sayısı	T_{MA}	t_{YM}
1	10	4,82	0,15
2	13	18,18	0,26
3	15	59,50	0,34
4	20	10,05	0,48
5	30	43,26	1,81
6	50	99,09	2,12
7	70	247,42	47,04
8	90	704,37	2252,93
9	109	784,91	2472,25
10	127	670,74	*
11	137	1459,03	*
12	150	437,04	-
13	260	1824,49	-

Tablo 4.4'de Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi ile çözülen büyük çevrim yaklaşımı (t_{MA}) ve yeni model (t_{YM}) için çözüm süreleri görülmektedir. Önceden de belirtildiği gibi önerilen yeni modelin Gurobi ile çözümünde süre, uçuş sayısı arttıkça üssel olarak artmaktadır. Az uçuşlu problemler için çözüm süreleri Melez Algoritma'dan kısadır. Ancak 90 uçuşlu problemten itibaren Gurobi'nin çözüm süresinde önemli bir artış gözlenmektedir. Melez Algoritma ile çözüm süresi de artmasına karşın, bu artış yeni modelin çözüm süresindeki artış kadar keskin değildir. Bunun yanı sıra Problem 10 ve 11'in Gurobi ile çözümünü süre sınırı ile tamamlanmış, diğer bir deyişle 12 saatlik süre içerisinde çözüm elde edilememiştir. Melez algoritma da ise yine kabul edilebilir sürelerde bu

problemlerin çözümüne ulaşılmıştır. Problem 12 ve 13’de ise belirtildiği gibi Gurobi ile kapasite yetersizliği dolayısıyla, hiç çözüm elde edilememiştir. Melez Algoritmaya bakıldığında ise Problem 12’nin çözüm süresinin oldukça kısa olduğu görülmektedir; ancak bu durum üzerinde başlangıç çözümünün etkisi vardır. Başlangıç çözümünden sonra yalnızca bir ana ardıştırma ile uygun çözüme ulaşılmıştır. Başlangıç çözümü ve rassal aramalardaki seçimlerin farklı olması durumunda, ardıştırma sayısı ile birlikte çözüm süresinin de artabilmesi söz konusudur. Buna karşın, Melez Algoritma ile oldukça makul sürelerde kaliteli çözümler elde edildiğini söylemek mümkündür.

5. SONUÇ VE ÖNERİLER

Havayolu taşımacılığı her geçen gün gelişmektedir. Buna bağlı olarak, talebin düzenli bir şekilde arttığı havayolu taşımacılığında uçuş sayıları da artmaktadır. Öte yandan yüksek maliyetler ile düşük kar payının söz konusu olduğu bu sistemde, kaynakların etkin ve verimli bir şekilde kullanılması büyük önem arz etmektedir. Bununla birlikte artan hava trafiği, emniyete yönelik riskleri de arttırabilmektedir. Bu sebeple, ulusal ve uluslararası otoritelerin öngördüğü düzenlemelerce yürütülen havayolu taşımacılığında, bu düzenlemelerin getirdiği kısıtları sağlayacak verimli kaynak kullanımı, işletmelerin rekabet ortamında tutunup hayatta kalmaları için oldukça önemlidir. Dolayısıyla, planlama ve çizelgeleme faaliyetleri büyük önem taşımaktadır. Karmaşık ve çok unsurlu bir sistem olan havayolu taşımacılığı süreçlerine ilişkin problemler, karmaşıklıkla başa çıkmak adına, alt problemler şeklinde ele alınmaktadır. Bu alt problemlerden önemli bir tanesi de Uçak Bakım Rotalama Problemidir. Bir filodaki uçaklar için bakım gerekliliklerini de göz önünde bulundurarak rotalar oluşturma aşaması olan uçak bakım rotalama problemi NP-Zor ve tümleşik bir problemdir.

Bu çalışmada, Uçak Bakım Rotalama Problemi sektördeki iki farklı yaklaşımla ele alınmıştır. Öncelikle büyük çevrim yaklaşımı ile modellenen problem için yeni bir çözüm yaklaşımı önerilmiştir. Önerilen bu yaklaşımda bir genişletilmiş Lagrange fonksiyonu (sharp augmented Lagrangian) kullanan Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi temelli melez bir algoritma uygulanmıştır. Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi, ikil aralığın sıfır olmasını garantilemenin yanı sıra, ceza parametresi kullanmaksızın, her ardıştırmada çözülmesi gereken alt problemin bütünsel en iyi çözümünün bulunmasını şart koşmadan, dışbükeylik ve türevlenebilirlik koşulu gerektirmeksizin yakınsaklığı garanti etmektedir. Alt problemin çözümünde ise Karınca Kolonisi Algoritması ile çözüm elde edilmiştir. Çözüm yaklaşımı ardıştırmalı bir yapı olarak tasarlanmıştır. Bu sayede problemin esas zorluğu olan bakım kısıtları önceden ele alınmak yerine, çözümde ortaya çıkmaları durumunda değerlendirilmiştir.

Çözümlerin sınanarak karşılaştırılması sürecinde 13 farklı test problemi hem melez algoritma ile hem de Karınca Kolonisi Algoritması ile çözülmüştür. Sonuçlar incelendiğinde Melez Algoritma ile elde edilen sonuçların Karınca Kolonisi

Algoritması'dan daha iyi sonuçlar olduğu görülmüştür. Diğer bir ifadeyle geliştirilen yöntem sayesinde ele alınması zor olan Uçak Bakım Rotalama Problemi, parça parça çözülerek kaliteli çözümler elde edildiği saptanmıştır. Uçak Bakım Rotalama gibi zor bir probleme ilişkin büyük örnek problemler için, kesin bir yaklaşımla çözüm bulunmuş olması oldukça önemli bir sonuçtur. Çözümlerden elde edilen sonuçların başarısı, algoritmanın farklı atama ve çizelgeleme problemlerine de uygulanabilecek olması dolayısıyla da büyük önem taşımaktadır.

İkinci olarak ise problem, uçuş dizileri yaklaşımı ile ele alınmıştır. Bu yaklaşım için yeni bir model önerilmiştir. Bu modelin alanyazındaki diğer modellerden temel farkı, uçuş dizilerinin önceden belirlenmesini gerektirmeksizin, modelle üretiliyor olmasıdır. Alanyazında yaygın olan yaklaşımda uçuş dizileri üretilerek karar değişkeni olarak ele alınmakta ve en büyük değeri verecek ya da en az maliyetli diziler seçilmektedir. Önerilen modelde ise, karar değişkeni yine uçuşların atanmasına yöneliktir. Uçuşları ardışık şekilde dizilere atayarak en büyük değeri veren diziler model kapsamında oluşturulmaktadır. Bunun yanısıra önerilen modelde oluşturulan dizilerin bağlanmasına ilişkin karar değişkeni ve kısıtlar da yer almaktadır. Bu sayede diziler yaklaşımı ile oluşturulan modelin, büyük çevrim şeklinde bir sonuç vermesi sağlanmıştır. Oluşturulan bu model bir en iyileme programı olan Gurobi ile 13 test probleminde sınanmıştır. Bu 13 problemde 9 tanesinde sonuç bulunmuş, 2 tanesinde süre sınırı ile program sonlanmış, 2 tanesinde ise hafıza yetersizliği dolayısıyla çözüm elde edilememiştir. Öte yandan oluşturulan modelin paket program ile 109 uçuşluk örnek probleme de dahil olmak üzere çözülebilmiş olması modelin etkinliğini ortaya koymaktadır.

Melez Algoritma ile elde edilen sonuçlar ile yeni model için Gurobi ile elde edilen sonuçlar karşılaştırılmış ve sonuçların bazı test problemlerinde aynı, geri kalanlarında ise oldukça yakın olduğu görülmüştür. Bunun yanı sıra 13 test problemindeki tarife ve değer bilgileri ile problemler Gezgin Satıcı Problemi olarak çözülmüş ve Uçak Bakım Rotalama Problemi'nin bu bakım kısıtlarından arınmış, gevşetilmiş haliyle üst sınır değerleri elde edilmiştir. Bu değerlere bakıldığında ise Melez Algoritma ile elde edilen çözümlerle farkın oldukça az olduğu tespit edilmiştir. Bu da Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi temeli ile oluşturulan ardıştırmalı yöntemin başarısını göstermektedir.

Sonuç olarak, her iki yaklaşımla da elde edilen sonuçlar umut vericidir. Büyük çevrim yaklaşımı ile oluşturulan Uygun Çözüm Temelli Genişletilmiş Subgradyant Yöntemi tabanlı Melez Algoritma'da, her ana ardıştırmada elde edilen bakım ihlalli yolların önlenmesi sürecinde, dal- sınır yaklaşımının da algoritmaya dâhil edilmesinin faydalı olabileceği düşünülmektedir. Bunun temel sebebi, belirli noktalarda rassal olan, çözüm arama sürecini yönlendirerek, en iyi çözüme ulaşılabilmesidir. Önerilen yeni model de ise, değinildiği gibi, uçuş sayısının artmasıyla çözüm elde etmek zorlaşmaktadır. Bu sebeple, bu modeldeki dizi bağlantı karar değişkenleri ve kısıtları için ayrıştırma yaklaşımlarının kullanılmasının bu engeli aşmakta etkili olacağı düşünülmektedir. Model sütun türetme ve/veya Benders ayrıştırması ile ele alındığında daha büyük problemler için de çözüm elde edilebileceği düşünülmektedir.

KAYNAKÇA

- Barnhart, C., & v.d. (1998). Flight String Models for Aircraft Fleeting and Routing. *Transportation Science* , 208-220.
- Barnhart, C., Belobaba, P., Odoni, A. (2003). Applications of Operations Research in the Air Transport Industry. *Transportation Science* , 37 (4), 368-391.
- Başdere, M., & Ümit, B. (2014). Operational Aircraft Maintenance Routing Problem with Remaining Time Consideration. *European Journal of Operational Research* , 235, 315-328.
- Bazargan, M. (2010). Aircraft Rotation. In M. Bazargan, *Airline Operations and Scheduling*. Farnham: Ashgate.
- Bennel, J., Mesgarpour, M., Potts, C. (2011). Airport Runway Scheduling. *A Quarterly Journal of Operations Research*, 9, 115-138.
- Borndörfer R., Dovica I., Nowak I., Schickinger T. (2010). Robust tail assignment. *Proceedings of the fiftieth annual symposium AGIFORS*.
- Clarke, L., Johnson, E., Nemhauser, G., & Zhu, Z. (1997). The Aircraft Rotation Problem. *Annals of Operation Research*. 69, pp. 33-46. J.C. Baltzer AG, Science Publishers.
- Desaulniers, G., J. Desrosiers, Y. Dumas, M. M. Solomon, Soumis, F. (1997), Daily aircraft routing and scheduling, *Management Science*, 43, 841-855.
- Doganis, R. (2001), *The Airline Business in the Twenty-first Century*. Routledge, New York.
- Dorigo, M., Stützle, T. (2004). *Ant Colony Optimization*, The MIT Press, Cambridge, Massachusetts, London, England.
- El Moudani, W., Mora-Camino, F. (2000). A dynamic approach for aircraft assignment and maintenance scheduling by airlines. *Journal of Air Transport Management*, 6, 233-237.

- Fisher, M.L. (1985). An Applications Oriented Guide to Lagrangian Relaxation. *Interfaces*, 15(2), 10-21.
- Froyland, G., Maher, S., & Wu, C.-L. (2013). The Recoverable Robust Tail Assignment Problem. *Transportation Science* , 351-372.
- Gabteni, S., & Grönkvist, M. (2006). A Hybrid Column Generation and Constraint Programming Optimizer for the Tail Assignment Problem. J. C. Beck, & B. M. Smith, *Integration of AI and OR Techniques in Constraint Programming for Combinatorial Optimization Problems* (ss. 89-103). Berlin: Springer Berlin Heidelberg.
- Gasimov, R.N. (2002), Augmented Lagrangian Duality And Nondifferentiable Optimization Methods In Nonconvex Programming, *Journal of Global Optimization*. 187–203.
- Geoffrion A.M., (1974). Lagrangian Relaxation For Integer Programming. *Mathematical Programming Study*, 2, 82-114.
- Gerede, E. (1998). *Bakım Maliyetlerinin İncelenmesi ve Direkt Bakım Maliyetlerinin Azaltılması için Öneriler Geliştirilmesi Türkiye Uygulaması*,. Yüksek Lisans Tezi. Anadolu Üniversitesi Sosyal Bilimler Enstitüsü, Eskişehir.
- Gopalan R, Talluri KT. (1998). The aircraft maintenance routing problem. *OperRes*,46(2),260–271.
- Grosche, T. (2009). Airline Scheduling Process. T. Grosche, *Computational Intelligence in Integrated Airline Scheduling* (ss. 7-46). Berlin: Springer-Verlag.
- Grönkvist, M., (2005). *The tail assignment problem*, doctoral dissertation, Chalmers University of Technology and Göteborg University.
- Haghani, A. & Chen, M.-C. (1998). Optimizing Gate Assignments at Airport Terminals. *Transportation Research A* 32(6): 437-454.

- International Civil Aviation Organization (ICAO). 2008. *Annex 6: Operation of Aircraft*, 7th ed. Montreal, QC: ICAO.
- Kasimbeyli R., Ustun O., Rubinov A.M. (2009). The Modified Subgradient Algorithm Based on Feasible Values. *Optimization*. 55(5). 535-560.
- Kasirzadeh, A., Saddoune, M., & Soumis, F. (2017). Airline Crew Scheduling: Models, Algorithms, and Data Sets. *EURO Journal on Transportation and Logistics*, 6, 111–137.
- Khaled, O., Minoux, M., Mousseau, V., Michel, S., Ceugniet, X. (2018). A compact optimization model for the tail assignment problem. *European Journal of Operational Research*, 264, 548-557.
- Lacasse-Guay E., Desaulniers G., Soumis F., (2010). Aircraft Routing Under Different Business Processes, *Journal of Air Transport Management*. (16), 258-263.
- Liang, Z., W. A. Chaovalitwongse, H. C. Huang, and E. L. Johnson. (2011). On a new rotation tour network model for aircraft maintenance routing problem. *Transportation Science*, 45(1), 109-120.
- Maher, S.J., Desaulniers G., Soumis F. (2014). Recoverable robust single day aircraft maintenance routing problem. *Computers & Operations Research*, 51, 130-145.
- Maher, S., Desaulniers G., Soumis, F.(2018). The daily tail assignment problem under operational uncertainty using look ahead maintenance constraints. . *European Journal of Operational Research*, 264, 534-547.
- Patty, B.W., Diarnond, J. (1998) *The complex configuration model*. Yu, G. Operations Research in the Airline Industry, ss. 370-403. Kluwer Academic Publishers.
- Sarac, A., Batta, R., & Rump, C. (2006). A Branch-and-price Approach for Operational Aircraft Maintenance Routing. *European Journal of Operational Research* , 175, 1850-1869.

- Sherali, H. D., E. K. Bish, and X. Zhu, (2006). Airline fleet assignment concepts, models, and algorithms, *European Journal of Operational Research*, 172, 1-30.
- Smeltink, J., Soomer, M., de Waal, P.R. Van der Mei, R. (2004). An Optimisation Model For Airport Taxi Scheduling. *Elsvier Science* .
- Soomer, M., Franx, G. (2008). Scheduling Aircraft Landings Using Airlines' Preferences. *European Journal of Operational Research*, 190, 277-291.
- Sriram, C., & Haghani, A. (2003). An Optimization Model for Aircraft Maintenance Scheduling and Re- Assignment. *Transportation Research Part A* , 37, 29-48.
- Wolsey, L. (1998). *Integer Programming*. John Wiley & Sons Inc., USA.
- Yan, Chiwei and Kung, Jerry, Robust Aircraft Routing (May 31, 2015). SSRN: <http://ssrn.com/abstract=2518028> or <http://dx.doi.org/10.2139/ssrn.2518028>
- Zhang, T., Lin, B., B., Qiu, B., Fu, Y. (2011). _Solving the Aircraft Assigning Problem by the Ant Colony Algorithm, *Information and Management Engineering Communication in Computer and Information Science*, 236, 179-187.

EKLER

EK 1

```
Sub ConnectionMatrix()  
,  
' ConnectionMatrix Macro  
,  
    For i = 1 To 16:  
        For j = 1 To 16:  
            If Cells(i + 6, 9) = Cells(6, 9 + j) Then  
                Cells(i + 6, 9 + j) = 0  
            ElseIf Cells(i + 6, 3) = Cells(6 + j, 2) Then  
                Cells(i + 6, 9 + j) = 1  
            Else  
                Cells(i + 6, 9 + j) = 0  
            End If  
        Next  
    Next  
End Sub
```

EK 2

Sub MaintenanceOpportunity()

,

' MaintenanceOpportunity Macro

Dim t As Integer

For i = 1 To 16:

For j = 1 To 16:

If Cells(i + 6, 9) = Cells(6, 9 + j) Then

Cells(i + 6, 9 + j) = 0

ElseIf Cells(i + 6, 3) = "ist" And Cells(i + 6, 3) = Cells(6 + j, 2) And Cells(i + 6, 7) > 1380 Then

t = Cells(6 + j, 6) - Cells(i + 6, 7)

If t > 300 Then

Cells(i + 6, 9 + j) = 1

ElseIf t <= 0 Then

Cells(i + 6, 9 + j) = 1

Else

Cells(i + 6, 9 + j) = 0

End If

Else

Cells(i + 6, 9 + j) = 0

End If

Next

Next

End Sub

EK 3

```
Sub ThroughValues()
```

```
,
```

```
' ThroughValues Macro
```

```
,
```

```
Dim t As Integer
```

```
For j = 1 To 16:
```

```
    If Cells(7, 3) = Cells(6 + j, 2) Then
```

```
        Cells(7, 9 + j) = 0
```

```
    Else
```

```
        Cells(7, 9 + j) = -10000
```

```
    End If
```

```
Next
```

```
For i = 1 To 16:
```

```
    If Cells(i + 6, 3) = Cells(6 + 1, 2) Then
```

```
        Cells(i + 6, 9 + 1) = 0
```

```
    Else
```

```
        Cells(i + 6, 9 + 1) = -10000
```

```
    End If
```

```
Next
```

```
For i = 2 To 16:
```

```
    For j = 2 To 216
```

```
        If Cells(i + 6, 9) = Cells(6, 9 + j) Then
```

```
            Cells(i + 6, 9 + j) = -10000
```

```
        ElseIf Cells(i + 6, 3) = Cells(6 + j, 2) Then
```

```
            t = Cells(6 + j, 6) - Cells(i + 6, 7)
```

```
            If t > 29 Then
```

```
                Cells(i + 6, 9 + j) = Int(((2000 - t) - (1500 - t) + 1) * Rnd + (1500 - t))
```

```
            Else
```

```
                Cells(i + 6, 9 + j) = Int(((2000 - t - 1440) - (1500 - t - 1440) + 1) * Rnd +  
(1500 - t - 1440))
```

```
            End If
```

```
        Else
```

```
            Cells(i + 6, 9 + j) = -10000
```

```
        End If
```

```
    Next
```

```
Next
```

```
End Sub
```

- Blbl KG., Ergn N., (2017). Counterproductive Work Behavior In Air Transportation Organizations: A Study On Airline Cabin Services. Uluslararası Ynetim İktisat ve İřletme Dergisi, 13(2), 385-406.
- Ergn N., Blbl KG. (2019). An assessment of factors affecting airport security services: an AHP approach and case in Turkey, Security Journal, 31(1), 20-44.