

**BAŐKENT ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ**

**SEÇİCİ GEZGİN SATICI PROBLEMİ İÇİN YENİ
MATEMATİKSEL MODELLER**

PAPATYA SEVGİN YALÇIN

YÜKSEK LİSANS TEZİ

2014

**SEÇİCİ GEZGİN SATICI PROBLEMİ İÇİN YENİ
MATEMATİKSEL MODELLER**

**NEW MATHEMATICAL FORMULATIONS FOR THE
SELECTIVE TRAVELLING SALESMAN PROBLEM**

PAPATYA SEVGİN YALÇIN

Başkent Üniversitesi
Lisansüstü Eğitim Öğretim ve Sınav Yönetmeliğinin
ENDÜSTRİ Mühendisliği Anabilim Dalı İçin Öngördüğü
YÜKSEK LİSANS TEZİ
olarak hazırlanmıştır.

2014

“Seçici Gezgin Satıcı Problemi İçin Yeni Matematiksel Modeller” başlıklı bu çalışma, jürimiz tarafından,/...../.....tarihinde, **ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ ANABİLİM DALI 'nda YÜKSEK LİSANS TEZİ** olarak kabul edilmiştir.

Başkan :.....
(Prof.Dr.Fulya ALTIPARMAK)

Üye (Danışman) :.....
(Prof.Dr.İmdat KARA)

Üye :.....
(Doç.Dr. Aydın SİPAHİOĞLU)

ONAY

...../...../.....

Prof. Dr. Emin AKATA
Fen Bilimleri Enstitüsü Müdürü

TEŐEKKÜR

Sayın Hocam Prof.Dr. İmdat KARA'ya tez süresince bana bilgi ve deneyimleri ile yol gösterdiği ve büyük destek olduğu için,

Sayın Hocam Yrd.Doç.Dr. Tusan DERYA'ya teze sunduđu katkılar ve bana her zaman yardımcı olduğu için,

Sayın Hocam Prof.Dr. Güray KÜÇÜKKOCAOĐLU'na tez süresince bana gösterdiği destek ve anlayış için,

İsmail BIÇAKCI'ya kıymetli katkıları ve anlamlı desteđi için teşekkürlerimi sunarım.

ÖZ

SEÇİCİ GEZGİN SATICI PROBLEMİ İÇİN YENİ MATEMATİKSEL MODELLER

Papatya Sevgin YALÇIN

Başkent Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü

Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı

Gezgin Satıcı Problemi (GSP), araç rotalama, çizelgeleme vb. pek çok gerçek hayat problemlerinin temelini oluşturur. Kaynaklardaki çalışmalara bakıldığında, GSP ve uzantılarında amaç olarak genellikle, toplam maliyetin, toplam kat edilen yolun veya toplam harcanan sürenin enküçülenmesi esas alınmıştır. Son yıllarda, serimdeki tüm düğümlere uğrama kısıtı gevşetilerek, verilen bir bütçe veya seyahat süresi kısıtı altında, gezginin uğrayabileceği düğümlerden elde edilecek kar, kazanç vb. getiriler toplamının enbüyük olması istenen problemler de araştırmacıların ilgi odağı olmuştur. Kaynaklarda "Orienteering problemi veya Seçici GSP (The Selective TSP)", "Getiri Toplamalı GSP-(The Price Collecting TSP)" veya "Karlı Tur Problemi (Profitable Tour Problem)" olarak isimlendirilen bu tür problemler, "Getiri Yönlü GSP (Traveling Salesman Problems with Profits)" başlığı altında toplanmaktadır. Farklı isimlendirmeler olmakla birlikte, bu tür problemlerde, aynı kısıtlar altında farklı amaç fonksiyonlarının ele alındığı görülmektedir. GSP ve uzantılarında olduğu gibi, getiri yönlü problemlerin çözüm yaklaşımlarının da öncelikle sezgiseller veya özel algoritmalar üzerine yoğunlaştığı, matematiksel modellere yeterince önem verilmediği görülmektedir. Söz konusu durum göz önüne alınarak, bu çalışmada ilk olarak, getiri yönlü GSP'nin kaynaklarda var olan modelleri incelenmiş, sonra getiri yönlü GSP'lerin benzer matematiksel yapısı nedeniyle bu problemlerden biri olan Seçici GSP, diğer adıyla Orienteering problemi için bir düğüm tabanlı bir de ayrıt tabanlı iki yeni karar modeli önerilmiştir. Önerilen modeller, kısıt ve tamsayı değişken sayısı itibarıyla polinom büyüklüktedir ve tamsayılı karar modellerini çözen herhangi bir paket programla doğrudan kullanılabilir özelliktedir. Önerilen modellerin performanslarını görmek amacıyla, kaynaklarda yer alan karşılaştırma problemleri Vansteenwegen-Souffriau-Oudheusden modeli ve yeni modellerle, CPLEX 12.5 paket programı kullanılarak çözülmüştür. Elde edilen sonuçlar, çözüm süreleri ve doğrusal programlama gevşetme değerleri yönleriyle analiz edilmiş ve önerilen yeni

modellerin çok üstün olduđu görölmüştür. Ayrıca, matematiksel karar modelleri ile bulunan eniyi değeri, kaynaklarda sezgisel algoritmalarla bulunan bilinen eniyi değeriin çoğundan daha büyük olduđu tespit edilmiştir.

Anahtar Sözcükler: Gezgin Satıcı Problemi, Orienteering Problemi, Getiri Yönlü GSP.

Danışman: Prof. Dr. İmdat KARA, Başkent Üniversitesi, Endüstri Mühendisliğı Bölümü.

ABSTRACT

NEW MATHEMATICAL FORMULATIONS FOR THE SELECTIVE TRAVELLING SALESMAN PROBLEM

Papatya Sevgin YALCIN

Baskent University Institute of Science and Engineering

Department of Industrial Engineering

Travelling Salesman Problem (TSP) is the basis of many real-life problems as vehicle routing, scheduling etc. The objective of TSP and its extensions is usually to minimize the total cost or the total amount of time spent or the total distance travelled. In recent years, researchers take an interest in problems which aim to maximize the profit such as revenue, income etc. by relaxation of the constraint which ensures to visit all nodes in the network, under the given budget or travel time constraint. In the literature, these problems are named as "The Selective TSP or Orienteering Problem ", "The Prize-collecting TSP " and "The Profitable Tour Problem". These problems are gathered under the common name of "TSP with Profits". Just as TSP and its extensions, it is clear that heuristic methods or special algorithms are primarily preferred as solution approaches of TSP with profits, therefore mathematical models don't attract enough attention. In the scope of this study, two new mathematical models (node-based and edge-based) have been presented for the Selective TSP which is the most popular problem of TSP with profits. Size of the new models is polynomial according to the numbers of its constraints and binary decision variables so that they can be solved by an integer-programming solver. Some of Orienteering Problem benchmark instances are solved with new models by using CPLEX 12.5 software. The results are compared to an existing model in literature and it is found that the new models are superior to the existing model. Besides, it has been detected that some of the optimal solutions of mathematical models are larger than the solutions of heuristics in the literature.

Key Words: Travelling Salesman Problem, Orienteering Problem, TSP with Profits.

Supervisor: Professor İmdat KARA, Baskent University, Department of Industrial Engineering.

İÇİNDEKİLER LİSTESİ

	<u>Sayfa</u>
ÖZ.....	i
ABSTRACT	iii
İÇİNDEKİLER LİSTESİ.....	iv
ŞEKİLLER LİSTESİ.....	vi
ÇİZELGELER LİSTESİ.....	vii
SİMGELER VE KISALTMALAR LİSTESİ.....	viii
1 GİRİŞ.....	1
1.1. Gezgin Satıcı Problemi.....	1
1.2. GSP'de Getirinin Önemszenmesi.....	2
1.3. Tezin Amacı ve Kapsamı.....	4
2 GETİRİ YÖNLÜ GEZGİN SATICI PROBLEMLERİNİN MATEMATİKSEL MODELLERİ.....	6
2.1. Getiri Yönlü Gezgin Satıcı Problemleri.....	6
2.2. Kaynaklarda Var Olan Modeller.....	7
2.2.1. Genel gösterimler.....	7
2.2.2. Getiri Toplamalı GSP için Balas modeli.....	8
2.2.3. Karlı Tur Problemi İçin DellAmico-Maffioli-Sciomachen modeli.....	9
2.2.4. Seçici GSP için kaynaklardan seçilen modeller.....	11
2.2.4.1. <u>Laporte-Martello modeli</u>	11
2.2.4.2. <u>Vansteenwegen-Souffriau-Oudheusden modeli</u>	12
2.3. Matematiksel Modellerin Genel Değerlendirmesi.....	15
3 SEÇİCİ GEZGİN SATICI PROBLEMİ İÇİN GELİŞTİRİLEN YENİ MODELLER.....	18
3.1. Seçici Gezgin Satıcı Problemi ve Simgesel Gösterimler.....	18
3.2. Düşüm Tabanlı Model.....	19
3.2.1. Düşüm tabanlı açık rota karar modeli.....	19
3.2.2. Düşüm tabanlı kapalı rota karar modeli.....	21
3.3. Ayırıt Tabanlı Model.....	23
3.3.1. Ayırıt tabanlı açık rota karar modeli.....	23
3.3.2. Ayırıt tabanlı kapalı rota karar modeli.....	25

3.4. Yeni Modellerin Diğer Getiri Yönlü GSP'lere Uyarlanması.....	26
3.5. Seçici GSP'nin Çok Gezginli Durumu.....	27
4. SAYISAL ANALİZLER.....	28
4.1. Tsiligrides Problemleri.....	29
4.2. Chao-Golden-Wasil Problemleri.....	38
4.3. Fischetti-Gonzalez-Toth Problemleri.....	41
4.4. Genel Değerlendirme.....	44
5. SONUÇ VE ÖNERİLER.....	45
KAYNAKLAR LİSTESİ.....	48

ŞEKİLLER LİSTESİ

	<u>Sayfa</u>
Şekil 1 Sezgisel Algoritma ile Bulunan Bilinen Eniyi Çözümüne Karşılık Gelen Yol.....	37
Şekil 2 Karar Modeli ile Bulunan Eniyi Çözümüne Karşılık Gelen Yol.....	38

ÇİZELGELER LİSTESİ

Sayfa

Çizelge 1.1. Getiri Yönlü GSP’de Genel Sınıflama	2
Çizelge 2.1. Getiri Yönlü GSP’nin Ortak Yanları.....	16
Çizelge 4.1. TS21 Problemlerinin Sonuçları.....	29
Çizelge 4.2. TS21 için Normallik Testi Sonuçları.....	30
Çizelge 4.3. TS21 için CPU Ortalamalarının Karşılaştırılması.....	30
Çizelge 4.4. TS32 Problemlerinin Sonuçları.....	31
Çizelge 4.5. TS32 için Normallik Testi Sonuçları	32
Çizelge 4.6. TS32 için CPU Ortalamalarının Karşılaştırılması.....	33
Çizelge 4.7. TS33 Problemlerinin Sonuçları.....	34
Çizelge 4.8. TS33 için Normallik Testi Sonuçları.....	35
Çizelge 4.9. TS33 için CPU Ortalamalarının Karşılaştırılması.....	35
Çizelge 4.10. CH64 Problemlerinin Sonuçları.....	38
Çizelge 4.11. CH66 Problemlerinin Sonuçları.....	39
Çizelge 4.12. Fischetti-Gonzalez-Toth Problemlerinin Kapalı Rota Sonuçları.....	41
Çizelge 4.13. Fischetti-Gonzalez-Toth Problemlerinin Açık Rota Sonuçları.....	43

SİMGELER VE KISALTMALAR LİSTESİ

$G=(V,A)$	tam ağ
$V=\{1,2,\dots,n\}$	düğüm kümesi
$A=\{(i,j); i=1,\dots,n, j=1,\dots,n, i\neq j\}$	ayrıt kümesi
p_i	i. düğümün getirisi
c_{ij}	i. düğümünden j. düğüme ulaşım maliyeti
B_{enk}	yolculuk sırasında elde edilmesi gereken toplam getiri için belirlenen alt sınır
C_{enb}	yolculuk sırasında kullanılabilir toplam ulaşım maliyeti için belirlenen üst sınır
u_i	i. düğüm ziyaret edilirse bu düğümün başlangıçtan itibaren ziyaret sırasını veren yardımcı değişken
y_i	i.düğüm ziyaret edildiği takdirde 1, edilmezse 0 değerini alan karar değişkeni
x_{ij}	(i,j) ayrıtı yolculuk sırasında kullanılırsa 1, aksi takdirde 0 değerini alan karar değişkeni
y_{ij}	j.düğüme i.düğümünden gelinmesi durumunda j.düğümün ziyaret sırasını veren yardımcı değişken
ARP	Araç rotalama problemi
ATM	Ayrıt tabanlı model
ATM_1	Ayrıt tabanlı açık rota karar modeli
ATM_2	Ayrıt tabanlı kapalı rota karar modeli
ÇOOP	Çok oyunculu Orienteering Problemi
DTM	Düğüm tabanlı model
DTM_1	Düğüm tabanlı açık rota karar modeli
DTM_2	Düğüm tabanlı kapalı rota karar modeli
GSP	Gezgin satıcı problemi
MTZ	Miller-Tucker-Zemlin
TSP	Travelling salesman problem
VSO	Vansteenwegen-Souffriau-Oudheusden modeli
VRP	Vehicle routing problem

1. GİRİŞ

Bu bölümde, kaynaklarda yaygın bir çalışma alanına sahip olan Gezgin Satıcı Problemi (GSP) tanıtılmış ve tarihi gelişimi incelenmiştir. GSP'ye farklı bir yaklaşım getiren Getiri Yönlü GSP'lere değinilerek, tezin amacı ve kapsamı açıklanmıştır.

1.1. Gezgin Satıcı Problemi

Gezgin Satıcı Problemi (Travelling Salesman Problem-TSP), yöneylem araştırması ve bilgisayar bilimleri alanlarında incelenen, çözüm kümesi kesikli olan ve seçenek sayısı çok hızlı artış gösteren (kombinatoryal) bir eniyileme problemidir. GSP'de, n düğümlü bir serimde gezgin satıcının bir başlangıç düğümünden başlayıp, her düğüme bir kere uğrayarak başlangıç düğümüne geri dönmesi ile oluşan toplam ulaşım maliyetini, toplam kat edilen yolun uzunluğunu ya da harcanan toplam süreyi enküçükleyen turun bulunması amaçlanmaktadır. Bu tez kapsamında, maliyet, mesafe ya da süre tekrarları yerine genel anlamda maliyet ifadesi kullanılmıştır.

GSP'nin tanımlanması 1800'lü yıllara dayanmaktadır, İrlandalı matematikçi W.R. Hamilton ile İngiliz matematikçi Thomas Kirkman tarafından bir matematik problemi olarak geliştirilmiştir [13]. GSP, 1932 yılında Karl Menger tarafından matematiksel olarak tanımlanmış ve "Das Botenproblem" adıyla yayınlanmıştır [42]. GSP'nin İngilizce karşılığı olan "Travelling Salesman Problem" olarak isimlendirilmesi, 1949'da J.B. Robinson tarafından yapılmıştır [46]. Kaynaklarda GSP'nin ilk uygulaması olarak kabul edilen Amerika kıtasında 48 şehirli bir GSP'nin çözümü 1954 yılında Dantzig, Fulkerson ve Johnson tarafından, kesen düzlem yöntemiyle gerçekleştirilmiştir [17].

1972 yılında, Richard M. Karp GSP'nin NP-Zor olduğunu göstermiştir [38]. Böylece GSP'nin çözümü için sezgisel yöntemlerden yararlanılması gerekliliği ortaya çıkmıştır. GSP, üzerinde en çok çalışılan kombinatoryal eniyileme problemidir [32]. Kaynaklarda izleyen yıllarda geliştirilen çok sayıda sezgisel çözümlere rastlamak mümkündür. Günümüzde en çok 85.900 şehirli bir GSP'nin çözüldüğü bilinmektedir. Applegate et al. [2], yaklaşık bir buçuk yılda 250 bilgisayar kullanarak toplam çözüm süresi 136 CPU yılı olan 85.900 şehirli GSP problemini Concorde yazılımı ve dal-sınır algoritması yardımıyla çözmüşlerdir. Probleme ait ayrıntılı bilgiler "http://

www.math.uwaterloo.ca/tsp/pla85900/compute/software.htm” internet adresinde yer almaktadır.

GSP'nin birçok alanda uygulaması bulunmaktadır. Başta Araç Rotalama Problemleri-ARP (Vehicle Routing Problem-VRP) olmak üzere, çizelgeleme problemleri, hücresel üretim problemleri, frekans atama problemleri, gen dizilimi, mikroçip üretimi, bilgisayar kablolarının döşenmesi, telekomünikasyon ağlarının tasarımı gibi birçok alanda uygulamaları yapılmaktadır [29; 2; 41].

GSP'de amaç, toplam ulaşım maliyetini enküçükmek olabileceği gibi, toplam getiriye enbüyüklemek şeklinde de olabilir. Kaynaklarda, toplam maliyeti enküçükmek üzerine çok sayıda çalışma yapılmıştır [7]. Son yıllarda yapılan çalışmalarda, toplam getiriye enbüyüklemek üzerine de yoğunlaşıldığı görülmektedir [22].

1.2. GSP'de Getirinin Önemsenmesi

Getiriye öncelik veren problemlerde, gezginin hangi noktaları ziyaret edeceğine karar verirken, amaç olarak noktalar arası mesafeler ve maliyet veya süre gibi kaynak kullanımı dikkate alınabildiği gibi, noktalar için getiriler ya da ziyaretle elde edilecek puanlar vs. de dikkate alınabilir. Böyle durumlarda, her noktanın değil, noktaların bir alt kümesinin ziyaret edilmesi söz konusu olabilir [7]. Bir hareketlinin izleyeceği rotanın belirlenmesinde maliyet, mesafe, süre dışında; kar, gelir, getiri vb. göstergelerin esas alınması, Getiri Yönlü GSP (TSP with Profits) olarak ele alınmaktadır [22]. Getiri Yönlü GSP'de genel sınıflama Çizelge 1.1'de verildiği şekilde yapılabilir.

Çizelge 1.1. Getiri Yönlü GSP'de Genel Sınıflama

Gezgin Sayısına Göre	Kapasitelere Göre	Getirinin Oluşumuna Göre
Tekli (Tek gezgin)	Sonsuz Kapasiteli (Getiri Yönlü Gezgin Satıcı)	Düğümelerde
Çoklu (m-GSP)	Sonlu Kapasiteli (Getiri Yönlü Araç Rotalama)	Ayrıtlarda

Kaynaklarda, getirinin ayrıtlarda oluřtuđu durumların (Arc Routing), (Arc Tours Problem), Çinli Postacı Problemi (Chinese Postman Problem), Kırsal Postacı Problemi (Rural Postman Problem) ve Enbüyük GSP (Max TSP) olduđu görülmüřtür [22; 4; 30]. Bu problemlerde, hem getiri hem de maliyet ayrıtlarda oluřmaktadır ve amaç ayrıtlarda oluřan toplam getiriyi enbüyüklemek řeklinde dir [8].

Feillet et al. [22], yaptıkları alıřmada getirinin düđümlerde oluřtuđu durumlar için Getiri Yönlü GSP'yi üç bařlık altında toplamıřlardır: Karlı Tur Problemi (The Profitable Tour Problem); Seçici GSP (The Selective TSP); Getiri Toplamalı GSP (The Prize-Collecting TSP). Bu problemlerde, maliyet ayrıtlarda meydana gelirken, getiri düđümlerde oluřmaktadır. Ama, düđümlerde oluřan toplam getiriyi enbüyüklemek; "toplam kar - toplam maliyet" farkını enbüyüklemek; toplam maliyeti en küçüklerken, toplam getiri için kısıt belirlemek řeklinde olabilir.

Karlı Tur Problemi (The Profitable Tour Problem), 1995 yılında, Dell' Amico et al. [18] tarafından tanımlanmıřtır. Bu problemde, her iki düđüm arasındaki ulařım maliyeti ve her düđümün getirileri dikkate alınmaktadır. Ama fonksiyonunda, hem toplam kar hem de toplam maliyet bulunur ve "maliyet-kar" farkı enküçüklenir.

Seçici GSP (The Selective TSP), 1990 yılında Laporte ve Martello [39] tarafından tanıtılmıřtır. Bu problem, kaynaklarda adını aynı isimli spordan alan "Orienteering Problemi" adıyla da anılmaktadır [27; 21]. Orienteering problemi olarak Bu sporda belli sayıda oyuncu bir bařlangı noktasından yola ıkarak, belli bir zaman içinde ellerindeki haritada belirlenmiř hedeflerden mümkün olduđunca fazlasına uğrayıp bitiř noktasına ulařmaya alıřırlar. Bu problem, bir döngü oluřturmaktan ziyade, önceden belirlenmiř bölgeler arasındaki yollar üzerine odaklanır. Bařlangı ve bitiř düđümü birbirinden farklıdır. Ama fonksiyonunda, sadece toplam getiri bulunur ve toplam getiri enbüyüklenir. Zaman faktörü kısıt olarak eklenir ve toplam yolculuk süresi için bir üst sınır belirlenir [39; 56].

Getiri Toplamalı GSP (The Prize-Collecting TSP), 1989 yılında Egon Balas tarafından tanıtılmıřtır. Bu problemin amaç fonksiyonunda klasik GSP'de olduđu gibi sadece toplam ulařım maliyeti yer alır. Getiri faktörü kısıt olarak eklenir ve toplam

getiri için bir alt sınır belirlenir [12]. Kaynaklarda “The Quota TSP” adıyla da anıldığına rastlanmıştır [10].

Kaynaklarda Getiri Yönlü GSP'nin çok gezginli durumları da ele alınmıştır. Karlı Tur Problemi için “Kapasiteli Karlı Tur Problemi (The Capacitated Profitable Tour Problem)” [6]; Seçici GSP için “Çok Oyunculu Orienteering Problemi (The Team Orienteering Problem)” [14]; Getiri Toplamalı GSP için “Getiri Toplamalı ARP (The Prize-Collecting Vehicle Routing Problem)” [50] adlı çalışmalar bulunmaktadır.

Getiri Yönlü GSP'den, genellikle lojistik alanında tüm talebin karşılanması gerekmeyen durumlarda sıklıkla yararlanılmaktadır [22]. Kaynaklarda, Getiri Yönlü GSP'nin araç rotalama problemlerinde, envanter bileşenlerinde [31], günlük işlemlerin çizelgelenmesinde, hammadde tedarik işlemlerinde [28], depo ya da tesis yeri seçimi problemlerinde, sirk güzergahı belirleme ya da turne güzergahı belirleme gibi işlemlerde, telekomünikasyon ağlarının yerleşiminde, baz istasyonlarının yerleşiminde, turizm uygulamalarında [44], savaş durumunda cephane destek noktalarının belirlenmesinde, salgınlarda sağlık destek noktalarını belirlenmesinde, depremlerde yardım noktalarını belirlenmesinde kullanıldığı belirtilmektedir [16].

1.3. Tezin Amacı ve Kapsamı

Getiri yönlü rotalama problemlerinin NP-Zor yapısı göz önüne alınarak çözüm yaklaşımlarının özellikle ve öncelikle sezgisel yöntemler üzerine yoğunlaştığı, matematiksel modelleme ve eniyi çözüm veren özel algoritmalara yeterince ağırlık verilmediği görülmektedir [9; 47; 16]. Getiri Yönlü GSP ülkemizde çok nadir çalışılan bir problem alanı olup, var olan çalışmalarda da sezgiseller üzerine yoğunlaşmıştır [53; 51; 37; 48; 3].

Son yıllarda matematiksel modelleri çözebilecek nitelikte bilgisayar yazılım ve donanımlarının geliştirilmiş olması, sadece sezgisellere bağlı kalmayıp matematiksel modellerin çözülmesine de imkan sağlamaktadır. Sezgisel modeller probleme özgü geliştirilirler ve her zaman eniyi çözümü vermezler; bazı durumlarda eniyi çözüme yakın bir değer ve dolayısıyla karar vericiye bir fikir sunarlar. Fakat probleme özgü geliştirilen bu modeller, karar vericiye esneklik sağlamaktan yoksundurlar. Matematiksel modeller ise, her zaman eniyi çözümü vermelerinin yanı sıra, eniyi

özüm sonrası analizlere ve duyarlılık analizlerine de imkan vermeleri nedeniyle karar vericiye özüm üzerinde esneklik sağlayabilmektedirler.

Kaynaklarda Getiri Yönlü GSP ile ilgili ok fazla ve farklı sayıda isimlendirmeler, yayınlar, hatta tarama makalelerine rastlanmaktadır. ok benzer modellerin küçük farklılıklarla sınıflandırıldığı görülmüştür ve aynı modellerin sadece farklı alanlarda alışılarak farklı isimler aldığına rastlanmaktadır [9; 6; 21]. Getiri yönlü rotalamada esas olanın karar vericinin özel tutum ve beklentileri doğrultusunda toplam getiri veya toplam karı enbüyüklemek olduğu ortaya çıkmaktadır. Farklı isimlendirmelere rağmen, kısıt-ama fonksiyonu yer deęişimleri ışığında, tüm problemlerin aynı ailenin problemleri olduğu saptanmıştır. Bu nedenle bu problemlerden birisi üzerinde yapılacak yeni alışma ve genellemelerin, diğerlerine doğrudan yansıtılması mümkün olacaktır.

Yukarıda belirtilen tespitler ışığında, bu tez kapsamında Getiri Yönlü GSP ve bunun uzantıları ile ilgili mevcut matematiksel modeller incelenip irdelenerek, yeni matematiksel modeller geliştirmek amaçlanmıştır. İkinci bölümde, Getiri Yönlü GSP'nin matematiksel modelleri üzerinde durulmuş ve kaynaklarda var olan modeller incelenmiştir. Üüncü bölümde, bu tür problemlerin en yaygın olanı Seçici GSP için yeni matematiksel karar modelleri geliştirilmiş ve bu modeller ayrıntılı bir şekilde verilmiştir. Dördüncü bölümde, kaynaklarda bulunan kıyaslama problemleri (<http://www.mech.kuleuven.be/en/cib/op/>) Seçici GSP için genel kabul gören bir karar modeliyle ve geliştirilen yeni modellerle CPLEX 12.5 programından yararlanarak özülmüştür. Son bölümde ise sayısal analiz sonuçlarına ve önerilere yer verilmiştir.

2. GETİRİ YÖNLÜ GEZGİN SATICI PROBLEMLERİNİN MATEMATİKSEL MODELLERİ

Getiri Yönlü GSP, bütün düğümlerin ziyaret edilme zorunluluğunun bulunmadığı GSP'nin genelleştirilmiş halidir. Her düğüme ait bir getiri değeri vardır. Hedeflenen amaç, toplam getiri ile toplam ulaşım maliyetleri arasındaki ödünleşmeye dayalı olarak eniyi çözümün araştırılmasıdır. Bu iki eniyileme ölçütü ya amaç fonksiyonunda bulunur ya da modele biri amaç diğeri kısıt olarak yazılır. Getiri Yönlü GSP, bazı Türkçe kaynaklarda “Karlı Gezgin Satıcı Problemi” olarak isimlendirilmiştir [1].

Bu bölümde kaynaklarda yer alan Getiri Yönlü GSP çeşitleri ele alınıp, bunların matematiksel modelleri verilmiş, daha sonra genel bir değerlendirme yapılmıştır.

2.1. Getiri Yönlü Gezgin Satıcı Problemleri

Feillet et al. [22], yaptıkları çalışmada Getiri Yönlü GSP (TSP with Profits)'yi: (1) Karlı Tur Problemi; (2) Seçici GSP; (3) Getiri Toplamalı GSP olarak üç başlık altında toplamışlardır.

Birinci grupta verilen problem Karlı Tur Problemi (The Profitable Tour Problem), kaynaklarda nadiren çalışılmıştır. Karlı Tur Problemi, birçok rotalama probleminin alt problemi olarak görülmektedir [18].

İkinci grupta kaynaklarda fazlasıyla ilgi gören Seçici GSP (The Selective TSP) yer almaktadır. Seçici GSP, kaynaklarda Orienteering Problemi olarak da isimlendirilmektedir [27; 56]. Tez kapsamında, Seçici GSP ile Orienteering Problemi eş anlamda ele alınıp, Seçici GSP kullanılmıştır. Seçici GSP'de bir tur oluşturmaktan ziyade önceden belirlenen iki nokta arasında bir yol bulmak amaçlanmaktadır. Fakat bu son noktadan en başa dönen bir kukla ayırıt ile bir tur oluşturulduğu varsayılabilir ve bu durum asıl probleme eşdeğerdir [39]. Ayrıca, GSP ve aynı grupta ele alınan Seçici GSP, verilen bir noktadan başlayıp aynı noktada son bulan tur problemleri olarak da ele alınmaktadır [24].

Üçüncü grupta kaynaklarda oldukça ilgi gören Getiri Toplamalı GSP (The Prize-Collecting TSP) yer almaktadır. Getiri Toplamalı GSP, ilk tanımlandığında ziyaret edilmeyen düğümler için amaç fonksiyonuna eklenen ceza değerleri söz konusu

olmasına rağmen, izleyen yıllarda birçok araştırmacı tarafından bu ceza değerleri görmezden gelinmiştir [12; 9; 22].

Getiri Yönlü GSP’de, yolculuk sırasında düğümlerden elde edilen getiriler ile düğümler arası toplam ulaşım maliyetleri arasında bir ödünleşme söz konusudur. Üç grupta ele alınan Getiri Yönlü GSP’nin birçok benzer yanı bulunmaktadır; her üç türde de giderlerden ziyade getiriler dikkate alınmaktadır. Problemlerde genel olarak tek depodan başlayan ve aynı depoda biten durum dikkate alınmaktadır. Fakat daha önce belirtildiği gibi, Seçici GSP’de bir başlangıç düğümünün yanı sıra bir bitiş düğümü de bulunabilmektedir. Tez kapsamında, depodan başlayıp depoya geri dönerek bir tur oluşturan Seçici GSP karar modelleri kapalı rota; depodan başlayıp son düğümde sonlanarak bir yol oluşturan Seçici GSP karar modelleri ise açık rota olarak isimlendirilmiştir.

2.2. Kaynaklarda Var Olan Modeller

Bu kesimde, Getiri Yönlü GSP’lerin her üç türü için kaynaklarda yer alan modellere yer verilecektir.

2.2.1. Genel gösterimler

Getiri Yönlü GSP için tanımlanan ortak dizin kümesi ve simgeler aşağıda verilmiştir.

$G=(V,A)$ bir tam ağ olup, burada;

$V=\{1,2,\dots,n\}$ düğüm kümesi,

$A=\{(i,j); i=1,\dots,n, j=1,\dots,n, i\neq j\}$ ayrıt kümesi

olarak ele alınmıştır.

Problemlerde ortak kullanılan parametreler;

$p_i = i.$ düğümün getirisi,

$c_{ij} = i.$ düğümünden $j.$ düğüme ulaşım maliyeti,

B_{enk} : Yolculuk sırasında elde edilmesi gereken toplam getiri için belirlenen alt sınır,

C_{enb} : Yolculuk sırasında kullanılabilir toplam ulaşım maliyeti için belirlenen üst sınır,

şeklinde belirlenmiştir. Tanımlanan x_{ij} ve y_i karar değişkenleri aşağıda gösterilmektedir.

$$y_i = \begin{cases} 1, & i. \text{ düğüm yolculuk sırasında ziyaret edilirse,} \\ 0, & \text{diğer durumlarda} \end{cases}$$

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & (i,j) \text{ ayrıtı yolculuk sırasında kullanılırsa,} \\ 0, & \text{diğer durumlarda} \end{cases}$$

Yukarıda verilen dizin kümesi ve simgeler, bu bölümde tanıtılan modeller için ortak kullanılmaktadır. İlerleyen kısımlarda gerekli yerlerde yeni tanımlamalara yer verilmiştir.

2.2.2. Getiri Toplamalı GSP ve Balas modeli

Getiri Toplamalı GSP, ilk olarak Balas ve Martin [11] tarafından bahsedilmiştir. Ardından, Balas [12], Getiri Toplamalı GSP'nin yapısal özelliklerini tanıtmış ve matematiksel modelini sunmuştur. Bu problemde, bir gezgin satıcı depodan yola çıkarak, sırasıyla müşterilerini ziyaret etmekte ve bir müşteriden diğer müşteriye giderken ulaşım maliyetine katlanmaktadır. Ayrıca, ziyaret edilmeyen müşteriler için bir ceza bedeli bulunmaktadır. Gezgin satıcının amacı, toplam getiriye belli bir değerin altına düşürmeden toplam ulaşım maliyetini ve toplam ceza bedellerini enküçükleyerek depoya geri dönmektir [45].

Daha önce verilen ortak dizin kümesi ve simgelere ek olarak, Balas modelinde yer alan S kümesi V 'nin bir alt kümesidir. γ_i parametresi, i .düğümün tur sırasında ziyaret edilmemesinin getireceği ceza bedelidir. Balas [12] tarafından kurulan asıl model aşağıda verilmiştir.

$$\sum_{j \in V \setminus i} x_{ij} = y_i \quad \text{tüm } i \in V \text{ için} \quad (2.1)$$

$$\sum_{i \in V \setminus j} x_{ij} = y_j \quad \text{tüm } j \in V \text{ için} \quad (2.2)$$

$$y_1 = 1 \quad (2.3)$$

$$\sum_{i \in V} p_i y_i \geq B_{enk} \quad (2.4)$$

$$\sum_{i \in S} \sum_{j \in V \setminus S} x_{ij} \geq y_h \quad \text{tüm } h \in V \setminus 1 \text{ ve her } S \subset V: 1 \in S, h \in V \setminus S \text{ için} \quad (2.5)$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad \text{tüm } (i,j) \in A \text{ için} \quad (2.6)$$

$$y_i \in \{0, 1\} \quad \text{tüm } i \in V \text{ için} \quad (2.7)$$

ka.

$$Enk \left(\sum_{i \in V} \sum_{j \in V \setminus i} c_{ij} x_{ij} + \sum_{i \in V} \gamma_i (1 - y_i) \right) \quad (2.8)$$

Yukarıda verilen (2.1) ve (2.2) nolu kısıtlar düğümlerin atama kısıtlarıdır. Bu kısıtlar ile gezginin bir düğüme yalnız bir düğümden gelmesi ve bulunduğu düğümden yalnız bir düğüme geçmesi sağlanmaktadır. (2.3) nolu kısıt, deponun tura dahil olduğunu garanti etmektedir. (2.4) nolu kısıt toplanan getirinin belirlenen asgari değerden büyük olmasını sağlamaktadır; (2.5) nolu kısıtlar ise alt tur engelleme kısıtlarıdır. (2.6) ve (2.7) nolu kısıtlar karar değişkenlerinin 0 ya da 1 değerini almasını garanti etmektedir. (2.8) nolu amaç fonksiyonu, tur sırasında oluşan toplam ulaşım maliyetini ve tur sırasında ziyaret edilmeyen düğümlerden dolayı gelen toplam ceza bedellerini enküçükmektedir.

Getiri Toplamalı GSP, kaynaklarda en çok çalışılan Getiri Yönlü GSP türlerinden biridir. Kaynaklarda birçok çalışmada ceza bedelinin modele eklenmediği görülmektedir [33; 9; 50].

Balas modelinde yer alan (2.5) nolu kısıtlar serimdeki düğüm sayısı n'ye göre üstel artış gösterir. Bu nedenle Balas [12]'in modeli ile belirli büyüklükteki problemler bilgisayar ortamında çözülemez. Balas [12]'in çalışmasında herhangi bir sayısal analiz bulunmamaktadır. Problem ilk olarak Fischetti ve Toth [23] tarafından özel olarak geliştirilmiş dal-sınır algoritması ile çözülmüştür. Günümüzde ise, sıklıkla sezgisel yöntemler kullanılarak çözülmektedir [34]. Bu tür problemler için, kısıt ve karar değişkeni sayısı düğüm sayısına göre polinom artış gösteren bir modele bölümün ilerleyen kesiminde yer verilecektir.

2.2.3. Karlı Tur Problemi ve Dell Amico-Maffioli-Sciomachen modeli

Karlı Tur Problemi, kaynaklarda ilk olarak 1995 yılında tanıtılmıştır. Dell Amico et al. [18], her düğümün en fazla bir kere ziyaret edildiği, ziyaret edilmeyen noktalar için ceza bedeli belirlenen Getiri Toplamalı GSP ile benzer olan ve amaç fonksiyonunda toplam ulaşım maliyeti ile toplam ceza bedelleri arasındaki dengeyi kurmayı hedefleyen yeni bir problem tanımlamışlardır. Bu problemi Karlı Tur Problemi'nin İngilizce karşılığı olan "The Profitable Tour Problem" olarak adlandırmışlardır [18].

Dell Amico et al. [18] yaptıkları çalışmada Balas modelinden yola çıkıp, toplam getiri için belirlenen alt sınır kısıtını amaç fonksiyonuna taşıyarak Karlı Tur Problemi'ne ulaşmışlardır. Dizin kümesi ve simgeler Getiri Toplamalı GSP'deki ile aynı şekilde tanıtılmış, (2.3) nolu ve (2.4) nolu kısıtlar çıkarılarak $\gamma_1=0$ olarak alınmıştır. Karlı Tur Problemi'nde boş çözüme (empty solution) izin verilmektedir. Uygulamada, bir çözüm hiçbir düğümü ziyaret etmeden $\sum_{i=2}^n \gamma_i$ kadar ceza bedeli ödeyebilir ya da başka bir çözüm depoyu içeren bir tur oluşturur ve gerekli ulaşım maliyetlerini ve ceza bedellerini ödeyebilir; sonuçta en karlı tur seçilecektir [18; 19].

Dell Amico et al. [18] tarafından geliştirilen modelde, (2.1), (2.2), (2.5), (2.6) ve (2.7) nolu kısıtlara ek olarak aşağıdaki (2.9) nolu kısıta ve (2.10) nolu amaç fonksiyonuna yer verilmiştir.

$$\gamma_1=0 \quad (2.9)$$

$$Enk (\sum_{i \in V} \sum_{j \in V \setminus i} c_{ij} x_{ij} + \sum_{i \in V} \gamma_i (1-\gamma_i) - \sum_{i \in V} p_i \gamma_i) \quad (2.10)$$

Karlı Tur Problemi'de yapılan değişiklik amaç fonksiyonunda gerçekleşmiştir. Getiri Toplamalı GSP'deki (2.3) nolu depo kısıtı kaldırılmıştır ve (2.9) nolu kısıt ile 1.düğümün ceza bedeli 0'a eşitlenmiştir. Ayrıca toplam getiri kısıtı çıkarılarak, (2.10) nolu amaç fonksiyonuna eklenmiş ve toplam maliyetler ile toplam getiri arasındaki farkın enküçüklenmesi amaçlanmıştır.

Dell Amico et al. [18], düğüm sayısı 20-80 aralığında değişen rassal veriler türeterek, ürettikleri bu problemleri geliştirmiş oldukları özel bir sezgisel yöntemle çözmüşlerdir. Kaynaklarda, Karlı Tur Problemi üzerine çok fazla sayıda çalışma bulunmamaktadır. Yapılan çalışmalarda, problemin kapasite kısıtı gibi farklı kısıtlar eklenerek modellendiği görülmektedir. Yakın zamanda, Kapasiteli Karlı Tur Problemi (*The Capacitated Profitable Tour Problem*) adı ile üzerinde çalışıldığına rastlanmıştır [6]. Toplam getiri kısıtının çıkarılıp amaç fonksiyonuna eklenmesi kabul gören bir yaklaşımdır. Karlı Tur Problemi, Getiri Toplamalı GSP ve Seçici GSP'den sonra bir Getiri Yönlü GSP problemi olarak kaynaklarda kabul görmektedir. Diğer Getiri Yönlü GSP'ler gibi, Karlı Tur Problemi de günümüzde genellikle sezgisel yöntemler kullanılarak çözülmektedir [22].

2.2.4. Seçici GSP için kaynaklardan seçilen modeller

Seçici GSP, diğer adıyla Orienteering Problemi, Getiri Yönlü GSP'ler arasında amaç fonksiyonunda enbüyüklenme olan tek türdür. Bu açıdan kaynaklarda Seçici GSP'nin, GSP'nin getiri yönünü daha çok vurguladığı belirtilmektedir [7]. Toplam getiri için alt sınır belirleyen bir kısıt bulundurması ya da toplam getiriye amaç fonksiyonunda yer vermesi nedeniyle, diğer Getiri Yönlü GSP'lerin de bir şekilde getiri üzerine kurulduğu ortadadır. Böylece her problem toplam getiri faktörünü dikkate almaktadır. Yine de, Seçici GSP'nin kaynaklarda diğer iki modele göre daha fazla çalışılmasının altında bu yaklaşımın olduğu söylenebilir.

Bu kesimde, Seçici GSP için Laporte-Martello modeline ve Vansteenwegen et al. [56]'ın kaynak tarama ağırlıklı olan çalışmasında yer alan Vansteenwegen-Souffriaou-Oudheusden modeline yer verilecektir.

2.2.4.1. Laporte-Martello modeli

Seçici GSP, ilk olarak Laporte ve Martello [39] tarafından tanıtılmıştır. Laporte ve Martello [39] kapalı rota olan, düğümlerin getiri ya da puan değerlerinin olduğu ve belirli bir değerden fazla ulaşım maliyetine katlanmadan toplam getiri miktarını enbüyükleyen turu bulan bir GSP çeşidinin varlığından söz etmiş ve bu problemi modellemişlerdir.

Seçici GSP'de daha önce verilen ortak dizin kümesi ve simgelere ek olarak tanımlanan S kümesi, V 'nin alt kümelerini ifade etmektedir. p_1 ise deponun getiri puanını göstermektedir.

Laporte ve Martello modelinde, (2.6) nolu kısıta ek olarak aşağıdaki kısıtlar ve amaç fonksiyonu bulunmaktadır.

$$\sum_{i=2}^n x_{i1} = \sum_{j=2}^n x_{1j} = 1 \quad (2.11)$$

$$\sum_{i=1}^n x_{ik} = \sum_{j=1}^n x_{kj} \leq 1, \quad k=2, \dots, n \quad (2.12)$$

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \leq C_{enb} \quad (2.13)$$

$$\sum_{k \in S} (\sum_{i=1}^n x_{ik} + \sum_{j=1}^n x_{kj}) \leq |S| (\sum_{i \in S; j \notin S} x_{ij} + \sum_{j \in S; i \notin S} x_{ij}), \quad S \subset V \setminus 1, |S| \geq 2 \quad (2.14)$$

ka.

$$Enb (p_1 + \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n p_i x_{ij}) \quad (2.15)$$

Yukarıda verilen (2.11) nolu kısıtlar deponun tura dahil olduğunu belirlerken, (2.12) nolu kısıtlar akış koruma kısıtları olup, bir düğüme girilirse çıkışa da izin verilmesini ve düğümlere giriş-çıkış sayısının da en fazla 1 olmasını garanti etmektedir. (2.13) nolu kısıt toplam ulaşım maliyeti için bir üst sınır belirlemektedir. (2.14) nolu kısıtlar alt tur engelleme kısıtlarıdır. (2.15) nolu amaç fonksiyonu, tur sırasında elde edilen toplam getiriyi enbüyüklemektedir.

Laporte-Martello modeli, Seçici GSP'nin çıkış noktası olarak kabul edilmektedir. Fakat modelde kullanılan alt tur engelleme kısıtlarından dolayı bu modelin kısıt sayısı üstel artış göstermektedir. Bu durum, modelin doğrudan çözümünü zorlaştırmaktadır ve özel algoritmalar veya sezgisel yöntemler ile çözülebilmektedir. Laporte ve Martello [39], yaptıkları çalışmada düğüm sayıları 0-100 aralığında değişen rassal veriler türeterek, problemleri özel bir sezgisel yöntemle ve geliştirdikleri bir dal-sınır algoritmasıyla çözmüşlerdir.

2.2.4.2. Vansteenwegen-Souffriau-Oudheusden modeli

Vansteenwegen et al. [56], yaptıkları çalışmada Seçici GSP üzerine şimdiye kadar yapılan çalışmalara ve Seçici GSP'nin özel türlerine yer vermişlerdir. Seçici GSP'nin son yıllarda lojistik, turizm ve diğer alanlardaki yaygınlaşan kullanımına değinmişlerdir. Kaynaklarda Seçici GSP üzerine yapılan çalışmaların ve sonuçlarının toparlandığı bu çalışmada, karar modeli y_i karar değişkeninden arındırılmış ve model sadece x_{ij} karar değişkeni kullanılarak geliştirilmiştir. Yazarlar ayrıca,

$u_i = i$. düğüm ziyaret edilirse bu düğümün başlangıçtan itibaren ziyaret sırası

yardımcı değişkenini tanımlamışlardır.

Vansteenwegen-Souffriau-Oudheusden modelinde, (2.6) nolu kısıt yer almaktadır. (2.13) nolu kısıttaki indislerin aldığı değerler değiştirilerek, (2.18) nolu kısıt yazılmıştır. Modele eklenen kısıtlar ve amaç fonksiyonu aşağıda verilmiştir.

$$\sum_{j=2}^n x_{1j} = \sum_{i=1}^{n-1} x_{in} = 1 \quad (2.16)$$

$$\sum_{i=1}^n x_{ik} = \sum_{j=1}^n x_{kj} \leq 1, \quad k=2, \dots, n-1 \quad (2.17)$$

$$\sum_{i=1}^{n-1} \sum_{j=2}^n c_{ij} x_{ij} \leq C_{enb} \quad (2.18)$$

$$2 \leq u_i \leq n; \quad \forall i = 2, \dots, n \quad (2.19)$$

$$u_i - u_j + 1 \leq (n-1)(1-x_{ij}); \quad \forall i, j = 2, \dots, n \quad (2.20)$$

ka.

$$Enb \sum_{i=2}^{n-1} \sum_{j=2}^n p_i x_{ij} \quad (2.21)$$

Bu modelde Seçici GSP'nin doğasına uygun olarak başlangıç düğümünün yanı sıra bir bitiş düğümüne de yer verilmiştir. Bu durumda her ikisinin de getiri puanı 0'dır ($p_1=0$ ve $p_n=0$). Bu modelde Laporte ve Martello [39] modelindeki (2.11) nolu kısıt, yukarıda verilen (2.16) nolu kısıta dönüştürülmüştür. Modelde son düğümden başka bir düğüme çıkışa izin verilmediği için, (2.17) nolu kısıtta (2.12) nolu kısıttan farklı olarak $k = 2, \dots, n-1$ 'e kadar alınmıştır.

(2.16) nolu kısıt, yolun depodan başlamasını ve n.düğümde bitmesini sağlamaktadır. (2.17) nolu kısıt, yolun devamlılığını sağlamakta ve her düğümün en fazla bir kez ziyaret edilmesini garanti etmektedir. (2.18) nolu kısıt, toplam ulaşım maliyeti için bir üst sınır belirlemektedir. (2.19) nolu kısıt, yardımcı değişkenin alabileceği alt ve üst değerleri belirlemektedir; (2.20) nolu kısıtlar ise izleyen düğümlerin yardımcı değişken değerleri birer artarak bir basamak fonksiyonu oluşturmakta ve alt turları da engellemektedir. (2.21) nolu amaç fonksiyonunda, (2.15) nolu amaç fonksiyonundan farklı olarak başlangıç düğümünün getiri değerine yer verilmemiştir.

Vansteenwegen et al. [56], Seçici GSP'nin NP-zor olduğunu, polinom zamanda çözülemeyeceğini, çözümü için sezgisel yöntemlerden yararlanmak gerektiğini ve bu nedenle kaynaklarda Seçici GSP çalışmalarının neredeyse tamamında sezgisel yöntemlerden yararlanıldığını ifade etmiştir. Gendrau et al. [25], Seçici GSP için etkin sonuçlar veren sezgisel algoritmalar geliştirmenin zorluklarından bahsetmiştir. Bir düğümün getiri puanı ile o düğüme ulaşım maliyetinin bağımsız olduğunu, fakat yine de birbirlerine göre çelişkili bir durum yarattığını savunmuştur.

Seçici GSP, kaynaklarda çok ilgi gören bir Getiri Yönlü GSP'dir [56]. Çok gezginli durumu olan Çok Oyunculu Orienteering Problemi (ÇOOP), ilk olarak Chao et al. [14] tarafından tanımlanmış ve modellenmiştir. ÇOOP'ye özel bir tür olarak kaynaklarda sıklıkla rastlanmaktadır [6].

Vansteenwegen et al. [56], çalışmalarında Seçici GSP'nin geçmişini derinlemesine incelemiş, Zaman Pencereyi Orienteering Problemi (Orienteering Problem with Time Windows), Genelleştirilmiş Orienteering Problemi (Generalized Orienteering Problem), Çok Amaçlı Orienteering Problemi (Multi-objective Orienteering Problem) gibi farklı Seçici GSP çeşitlerine de yer vermişlerdir. Ayrıca, sayısal analizlere yoğun olarak yer vermiş ve kaynaklardaki kıyaslama problemlerine ulaşmak için yol göstermişlerdir [56].

Vansteenwegen-Souffriau-Oudheusden modeli kısıt sayısı polinom artış gösterdiğinden matematiksel modelleme ile çözüme uygun olması nedeniyle, CPLEX 12.5 paket programı kullanılarak çözülmüş ve tez kapsamında yeni üretilen modellerle kıyaslama amacıyla seçilmiştir. Sayısal analizlere ayrılan dördüncü bölümde, kaynaklarda yer alan Seçici GSP kıyaslama problemlerinin sonuçlarına yer verilmiştir.

Millar ve Kiragu [43], yaptıkları çalışmada, ziyaret edilecek düğüm sayısı için bir üst sınır belirleyerek, problemin boyutunu küçültmek istemişlerdir. Çalışma yaptıkları dönemde, Seçici GSP'nin, GSP kadar çok dikkat çekmediğini vurgulamışlardır [43].

Aras vd. [3], yaptıkları çalışmada çok depolu Seçici GSP'yi öteleyerek, kullanılmış ürünlerin geri toplanmasıyla ilgili kampanya yapan bir işletmenin ters lojistik problemi üzerine çok depolu Seçici ARP için bir karar modeli geliştirmişlerdir. Yaptıkları çalışmada, aynı kapasitede oldukları varsayılan araçlar, çok depolu bir sistemde depodan çıkıp ürünleri toplayarak aynı depoya geri dönmektedirler. Önerdikleri karar modelinde amaç, toplam getiri ile toplam maliyet arasındaki farkı enbüyüklemektir. Bu yönüyle amaç fonksiyonu Karlı Tur Problemi'ne benzemektedir; farklı olarak Karlı Tur Problemi'nde toplam maliyet ile toplam getiri arasındaki fark enküçüklenmektedir.

2.3. Matematiksel Modellerin Genel Değerlendirmesi

Feillet et al. [22], Getiri Yönlü GSP'nin ortak kısıtları olduğunu ifade ederek, farklılığın amaç fonksiyonlarında ortaya koyulabileceğini belirtmiş ve daha önce verilen (2.1), (2.2), (2.3), (2.6) ve (2.7) nolu kısıtları Getiri Yönlü GSP için ortak kısıtlar olarak belirlemişlerdir. Önerilen genel modelin kısıtları aşağıda verilmiştir.

$$\sum_{j \in V \setminus i} x_{ij} = y_i \quad \text{tüm } i \in V \text{ için} \quad (2.1)$$

$$\sum_{i \in V / j} x_{ij} = y_j \quad \text{tüm } j \in V \text{ için} \quad (2.2)$$

$$\text{alt tur engelleme kısıtları} \quad (2.22)$$

$$y_i = 1 \quad (2.3)$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad ((i, j) \in A) \quad (2.6)$$

$$y_i \in \{0, 1\} \quad (i \in V) \quad (2.7)$$

Yukarıda (2.1)'den (2.6)'ye kadar verilen kısıtlar, Feillet et al. [22]'nin Getiri Yönlü GSP için kaynaklardan belirlediği ortak kısıtlardır. (2.1) ve (2.2) nolu kısıtlar düğümler için atama kısıtlarıdır. Bu atama kısıtları ile, bir düğüme en fazla bir geliş ve bir düğümden en fazla bir çıkış olması garanti edilmektedir. (2.22) nolu kısıtlar depoyu içermeyen alt tur engelleme kısıtlarıdır ve kaynaklarda farklı çeşitlerine rastlamak mümkündür. (2.3) nolu kısıt depo kısıtıdır, (2.6) ve (2.7) nolu kısıtlar ise karar değişkenlerinin alabileceği değerleri belirlemektedir.

Feillet et al. [22], yukarıda verilen ortak kısıtlara ek olarak problem türüne göre farklılık gösteren eklentileri aşağıdaki gibi belirlemişlerdir:

Karlı Tur Problemi'nde ortak kısıtlara ek olarak verilen bir kısıt yoktur ve amaç fonksiyonu $Enb \sum_{i \in V} p_i y_i - \sum_{(i,j) \in A} c_{ij} x_{ij}$ şeklinde tanımlanır.

Seçici GSP'de ortak kısıtlara ek olarak aşağıda verilen (2.13) nolu toplam ulaşım maliyeti için üst sınır kısıtı eklenir ve amaç fonksiyonu $Enb \sum_{i \in V} p_i y_i$ şeklinde tanımlanır.

$$\sum_{(i,j) \in A} c_{ij}x_{ij} \leq C_{enb} \quad (2.13)$$

Getiri Toplamalı GSP’de ortak kısıtlara ek olarak aşağıda verilen (2.4) nolu toplam getiri için alt sınır kısıtı eklenir ve amaç fonksiyonu $Enk \sum_{(i,j) \in A} c_{ij}x_{ij}$ şeklinde tanımlanır.

$$\sum_{i \in V} p_i y_i \geq B_{enk} \quad (2.4)$$

Yukarıda verilen modeller ışığında, Getiri Yönlü GSP modellerinin ortak yanları Çizelge 2.1’de özetlenmiştir.

Çizelge 2.1. Getiri Yönlü GSP’nin Ortak Yanları

	Amaç fonksiyonu	Ortak kısıtlara ek kısıtlar
Karlı Tur Problemi	$Enk \sum_{(i,j) \in A} c_{ij}x_{ij} - \sum_{i \in V} p_i y_i$	–
Seçici GSP	$Enb \sum_{i \in V} p_i y_i$	$\sum_{(i,j) \in A} c_{ij}x_{ij} \leq C_{enb}$
Getiri Toplamalı GSP	$Enk \sum_{(i,j) \in A} c_{ij}x_{ij}$	$\sum_{i \in V} p_i y_i \geq B_{enk}$

Bu modeller üzerinde değişiklikler yapmak mümkündür. Örneğin yukarıda verilen modelden y_i karar değişkeni çıkarılıp (2.1) ve (2.2) nolu kısıtlar yerine aşağıda verilen (2.23) ve (2.24) nolu kısıtlar eklenebilir [26].

$$\sum_{i \in V} x_{ij} \leq 1 \quad (2.23)$$

$$\sum_{i \in V} x_{ik} = \sum_{j \in V} x_{kj} \quad (2.24)$$

Feillet et al. [22], Getiri Yönlü GSP’nin ortak yanları olduğunu, modellerin birbirine çok benzediğini ve var olan modellerin üzerinde bazı küçük değişiklikler yaparak birbirlerine dönüştürülebilir nitelikte olduklarını ifade etmişlerdir.

Her ne kadar farklı isimlendirmeler söz konusu olsa da, problemlerin temeli getiri-maliyet ödüneleşmesine dayanmaktadır [51]. Bu durumda, Getiri GSP’lerin hepsinin aynı aileye mensup oldukları ve problemlerden biri üzerinde yapılan bir çalışmanın diğerlerine uyarlanabileceği aşikardır.

Bu tespitler ışığında, Getiri Yönlü GSP'ler arasından, kaynaklarda en fazla çalışılmış olan Seçici GSP için biri düğüm tabanlı diğeri ayırıt tabanlı iki yeni karma tamsayılı doğrusal karar modeli geliştirilmiştir. İlerleyen bölümde, geliştirilen yeni modellere ayrıntılı olarak yer verilmiş ve modellerin diğeri Getiri Yönlü GSP'lere uyarlamalarına değinilmiştir.

3. SEÇİCİ GEZGİN SATICI PROBLEMİ İÇİN GELİŞTİRİLEN YENİ KARAR MODELLERİ

Bu bölümde, Getiri Yönlü GSP'lerden biri olan Seçici GSP ele alınmış ve bir düğüm tabanlı model (DTM), bir de ayrıt tabanlı model (ATM) olmak üzere iki yeni karar modeli geliştirilmiştir. İzleyen sayfalarda, yeni geliştirilen karar modelleri sunulmuş ve bu modellerin diğer Getiri Yönlü GSP'lere uyarlamalarına yer verilmiştir.

3.1. Seçici Gezgin Satıcı Problemi ve Simgesel Gösterimler

Seçici GSP, diğer adıyla Orienteering Problemi, daha önce belirtildiği gibi ilk olarak 1990 yılında Laporte ve Martello [39] tarafından tanıtılmıştır. İlerleyen yıllarda, Seçici GSP kaynaklarda yoğun bir ilgi görmüş ve probleme farklı yaklaşımlar geliştirilmiştir. Kaynaklarda depodan başlayan ve tekrar depoya dönerek bir tur oluşturan Seçici GSP'lere rastlandığı gibi [24; 5], depodan başlayan ve daha önceden belirlenmiş bir bitiş düğümünde sonlanarak bir yol oluşturan Seçici GSP'lere de rastlanmaktadır [27; 35; 22]. Vansteenwegen et al. [56], Seçici GSP'yi ele almış ve o zamana kadar yapılan çalışmaları incelemişlerdir. Yazarlar Seçici GSP'nin ismini aldığı Orienteering isimli spora da uygun olarak, depodan başlayan ve depodan farklı önceden belirlenmiş bir düğümde biten bir yol oluşturmanın daha uygun olduğunu ifade etmişlerdir. Depodan başlayan ve geri depoya dönen Seçici GSP'ler için "Turlu Seçici GSP" (Tour Orienteering Problem) isminin kullanıldığını belirtmişlerdir. Bu tez kapsamında, her iki durum da dikkate alınarak, geliştirilen yeni karar modelleri açık rota olarak sunulmuş, daha sonra bu modeller kapalı rota durumuna uyarlanmıştır.

Geliştirilen yeni karar modelleri için ortak dizin kümesi ve parametreler bir önceki bölümde verilenlerle aynı tanımlanmıştır: $G=(V,A)$ ağı V düğüm kümesi ve A ayrıt kümesinden oluşmaktadır. Düğüm kümesinin 1. düğümü depo olup, tur veya yolun başlangıç düğümüdür. p_i parametresi tur sırasında i .düğüme uğramanın oluşturacağı getiriye; c_{ij} parametresi ise tur sırasında i .düğümden j .düğüme ulaşım maliyetini göstermektedir. c_{ij} 'lerin üçgen eşitsizliğini sağladığı kabul edilmiştir. C_{enb} değeri yolculuk sırasında kullanılabilir toplam ulaşım maliyeti için belirlenen üst sınırı ifade etmektedir.

Yeni geliştirilen modellerde ortak olarak yer alan x_{ij} karar değişkeni tur sırasında i .düğümünden j .düğüme gidilirse 1, gidilmezse 0 değerini alan 0-1 karar değişkenidir. İlerleyen kısımlarda gerekli yerlerde yeni değişken tanımlamalarına yer verilmiştir.

3.2. Düğüm Tabanlı Model

Önceki tanımlara ek olarak,

u_i : i .düğüm ziyaret edilirse bu düğümün başlangıçtan itibaren ziyaret sırası,

yardımcı değişkeni tanımlanmıştır. u_i 'ler düğümlerle ilgili yardımcı değişkenler olduklarından, bunlara dayalı olarak geliştirilen model, düğüm tabanlı olarak isimlendirilmiştir. Seçici GSP için düğüm tabanlı açık rota karar modeli geliştirildikten sonra, önerilen model kapalı rota durumuna uyarlanmıştır. Bu kısımda her iki karar modeli de sunulacaktır.

3.2.1. Düğüm tabanlı açık rota karar modeli

Düğüm tabanlı açık rota karar modelinde (DTM_1), gezginin depodan başlayarak verilen toplam süreyi aşmayacak şekilde mümkün olduğunca çok düğümü ziyaret edip, bitiş noktasına (n .düğüm) gitmesi ile oluşan yol dikkate alınmaktadır.

Kısıtlar:

Depodan herhangi bir başka düğüme geçilip yolculuğun n .düğümde sonlanması istendiğinden,

$$\sum_{i=1}^n x_{1i} = 1 \quad (3.1.a)$$

$$\sum_{i=1}^{n-1} x_{in} = 1 \quad (3.2.a)$$

kısıtları gerçekleşmelidir.

Her düğüme en fazla bir giriş olabileceğinden,

$$\sum_{i=1}^{n-1} x_{ij} \leq 1, \quad j=2, \dots, n-1 \quad (3.3.a)$$

kısıtları sağlanmalıdır.

Her düğümden başka bir düğüme en fazla bir çıkış mümkün olacağından,

$$\sum_{j=2}^n x_{ij} \leq 1, \quad i=2, \dots, n-1 \quad (3.4.a)$$

kısıtları yazılır.

Yolculuk sırasında kullanılabilir toplam ulaşım maliyeti önceden belirlenen bir C_{enb} değeri ile sınırlandırıldığından,

$$\sum_{i=1}^{n-1} \sum_{j=2}^n c_{ij} x_{ij} \leq C_{enb} \quad (3.5.a)$$

kısıtı modele eklenir.

Yolculuk sırasında ziyaret edilen düğümler arasında ayrıtlar vasıtasıyla bir akış gerçekleşmesi gerektiğinden,

$$\sum_{i=1}^{n-1} x_{ik} = \sum_{j=2}^n x_{kj} \quad k=2, \dots, n-1 \quad (3.6.a)$$

kısıtı yazılır.

u_i yardımcı değişkeninin alabileceği değerler için alt ve üst sınır belirleyen ve alt turların oluşumunu engelleyen kısıtlar aşağıda verilmiştir.

$$u_1=1 \quad (3.7.a)$$

$$u_i - 2x_{1i} \geq 0, \quad i=2, \dots, n-1 \quad (3.8.a)$$

$$u_i + (n-2)x_{1i} - x_{in} \leq n, \quad i=2, \dots, n-1 \quad (3.9.a)$$

$$u_i - u_j + n x_{ij} + (n-2)x_{ji} \leq n-1, \quad i \neq j; i, j=2, \dots, n \quad (3.10.a)$$

x_{ij} karar değişkeni ve u_i yardımcı değişkeninin alabileceği değerleri belirlemek için aşağıdaki kısıtlar yazılır.

$$x_{ij} \in \{0, 1\}, \quad i, j=1, 2, \dots, n \quad (3.11.a)$$

$$u_i \geq 0, \quad i=1, 2, \dots, n \quad (3.12.a)$$

Amaç fonksiyonu:

Amaç, yolculuk sırasında düğümlerden elde edilen toplam getiriyi enbüyüklemek olduğundan, modelin amaç fonksiyonu,

$$\sum_{i=1}^{n-1} \sum_{j=2}^n p_i x_{ij} \quad (3.13.a)$$

şeklinde yazılır.

DTM_1'de, tüm i ler için $x_{i1}=0$, x_{i1} ve $x_{ni}=0$ 'dır. Gezginin depodan çıkıp (3.5.a) nolu kısıt müsaade ettiği sürece düğümleri ziyaret edip yolunu n .düğümden sonlandırması gerekmektedir. (3.13.a) nolu amaç fonksiyonu ile yol sırasında düğümlerden elde edilen toplam getiri enbüyüklenmektedir. Modelin (3.10.a) nolu kısıtları Desrochers-Laporte [20] ve Sipahioğlu [49] tarafından kullanılan sıkılaştırılmış Miller-Tucker-Zemlin-MTZ kısıtlarının bu probleme uyarlanmış halidir. (3.8.a) ve (3.9.a) nolu kısıtları ilk ziyaret edilen düğümün yardımcı değişkenine 2 değerini vermekte, (3.10.a) nolu kısıtla izleyen düğümlerin yardımcı değişken değerleri birer artarak bir basamak fonksiyonu oluşturulup, alt turlar da engellenmektedir.

Bu modelde toplam $n(n-1)$ tane 0-1 karar değişkeni, n tane negatif olmayan yardımcı değişken, karar değişkeni ve yardımcı değişkenin alabileceği değerleri belirleyen kısıtlar dışında toplam n^2+2n-4 tane kısıt bulunmaktadır. Modelin bu özelliği, doğrusal karar modeli çözen herhangi bir paket programla doğrudan kullanılabilir olanağı vermektedir.

3.2.2. Düğüm tabanlı kapalı rota karar modeli

Düğüm tabanlı kapalı rota karar modelinde (DTM_2), gezginin depodan başlayıp verilen toplam süreyi aşmayacak şekilde mümkün olduğunca çok getiri toplayarak düğümleri ziyaret edip depoya geri dönmesi ile oluşan tur araştırılmaktadır.

DTM_1 modelinde yer alan kısıtlardaki gerekli indis değerleri yenilenecek, kapalı rota karar modeli aşağıdaki şekilde verilmiştir.

Kısıtlar:

Depodan herhangi bir başka düğüme geçiş ve depoya geri dönüş zorunlu tutulduğundan,

$$\sum_{i=2}^n x_{1i} = 1 \quad (3.1.b)$$

$$\sum_{i=2}^n x_{i1} = 1 \quad (3.2.b)$$

kısıtları gerçekleşmelidir.

Her düğüme en fazla bir giriş olabileceğinden,

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} \leq 1, \quad j=2, \dots, n \quad (3.3.b)$$

kısıtları sağlanmalıdır.

Her düğümden başka bir düğüme en fazla bir çıkış mümkün olacağından,

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} \leq 1, \quad i=2, \dots, n \quad (3.4.b)$$

kısıtları yazılır.

Turda kullanılabilir toplam ulaşım maliyeti önceden belirlenen bir C_{enb} değeri ile sınırlandırıldığından,

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \leq C_{enb} \quad (3.5.b)$$

kısıtı modele eklenir.

Turda düğümler arasında ayrıtlar vasıtasıyla bir akış gerçekleşmesi gerektiğinden,

$$\sum_{i=1}^n x_{ik} = \sum_{j=1}^n x_{kj}, \quad k=2, \dots, n \quad (3.6.b)$$

kısıtı yazılır.

u_i yardımcı değişkeninin alabileceği değerler için alt ve üst sınır belirleyen ve alt turların oluşumunu engelleyen kısıtlar aşağıda verilmiştir. 3.10(a) kısıtı bu kısıtlara ek olarak modele yazılır.

$$u_1 = 1 \quad (3.7.b)$$

$$u_i - 2x_{1i} \geq 0, \quad i=2, \dots, n \quad (3.8.b)$$

$$u_i + (n-2)x_{1i} - x_{in} \leq n, \quad i=2, \dots, n \quad (3.9.b)$$

x_{ij} karar deęişkeni ve u_i yardımcı deęişkeninin alabileceęi deęerleri belirlemek için (3.11.a) ve (3.12.a) kısıtları yazılır.

Amaç fonksiyonu:

Amaç, tur sırasında düęümlerden elde edilen toplam getiriyi enbüyüklemek olduğundan modelin amaç fonksiyonu,

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n p_i x_{ij} \quad (3.13.b)$$

şeklinde yazılır.

Bu modelde toplam $n(n-1)$ tane 0-1 karar deęişkeni, n tane negatif olmayan yardımcı deęişken, karar deęişkeni ve yardımcı deęişkenin alabileceęi deęerleri belirleyen kısıtlar dışında toplam n^2+2n+1 tane kısıt bulunmaktadır.

3.3. Ayrıt Tabanlı Model

Önceki tanımlara ek olarak,

$$y_{ij} = \begin{cases} j. \text{ düęüme } i. \text{ düęümden gelinmesi durumunda } j. \text{ düęümün ziyaret sırası,} \\ 0, & \text{dięer durumlarda} \end{cases}$$

yardımcı deęişkeni tanımlanmıştır. y_{ij} 'ler ayrıtlarla ilgili yardımcı deęişkenler olduklarından, bunlara dayalı olarak geliştirilen model, ayrıt tabanlı olarak isimlendirilmiştir. Seçici GSP için ayrıt tabanlı açık rota karar modeli geliştirildikten sonra, önerilen model kapalı rota durumuna uyarlanmıştır. Bu kısımda her iki karar modeline de yer verilecektir.

3.3.1. Ayrıt tabanlı açık rota karar modeli

Ayrıt tabanlı açık rota karar modelinde (ATM_1), gezginin depodan başlayarak verilen toplam süreyi aşmayacak şekilde mümkün olduğunca çok düęümü ziyaret ederek bitiş noktasına (n.düęüm) gitmesi ile oluşan yol dikkate alınmaktadır.

Kısıtlar:

ATM_1'in ilk altı kısıtı, DTM_1'in ilk altı grup kısıtı ile aynıdır. Bu durumda, (3.1.a), (3.2.a), (3.3.a), (3.4.a), (3.5.a), ve (3.6.a), kısıtlarına ek olarak, aşağıda verilen (3.7.c), (3.8.c) ve (3.9.c) nolu kısıtlar yazılır. Bu kısıtlar ATM için özel olarak geliştirilmiştir.

Depodan herhangi bir düğüme gidilmesi durumunda, gidilen düğümün turdaki sırasının atanması,

$$y_{1i} - x_{1i} = 0; \quad i=2, \dots, n \quad (3.7.c)$$

kısıtı ile gerçekleşir.

i .düğümden j .düğüme gidilmezse $y_{ij}=0$ değeri alması, gidilmesi halinde de y_{ij} 'lerin üstten sınırlandırılması için,

$$y_{ij} - (n-1) x_{ij} \leq 0, \quad i=1, \dots, n-1; j=2, \dots, n \quad (3.8.c)$$

kısıtı yazılır.

Düğümün ziyaret sırası arasında bir akış gerçekleşmesi gerektiğinden,

$$\sum_{j=2}^n y_{ij} - \sum_{j=1}^{n-1} y_{ji} = \sum_{j=1}^{n-1} x_{ji}, \quad i=2, \dots, n-1 \quad (3.9.c)$$

kısıtı modele eklenir.

3.11(a) kısıtına ek olarak, y_{ij} yardımcı değişkeninin alabileceği değerleri belirlemek için aşağıdaki kısıt yazılır.

$$y_{ij} \geq 0, \quad i=1, 2, \dots, n \quad (3.10.c)$$

Amaç fonksiyonu:

Amaç fonksiyonu, DTM_1'in amaç fonksiyonu (3.13.a) ile aynıdır.

Bu modelde, $y_{ij} \geq 0$ kısıtı ile yetinilmiş olmakla birlikte, (3.7.c) ve (3.9.c) kısıtları nedeniyle y_{ij} 'ler tamsayı değer alır.

ATM_1'de, tüm i 'ler için $x_{i1}=0$, x_{i1} ve $x_{ni}=0$ 'dır. Modelde yer alan (3.7.c) nolu kısıt, depodan sonra ziyaret edilen düğümün sırasının 1 olmasını sağlarken, (3.8.c) nolu kısıt diğer düğümlerin ziyaret sırasının belirlenmesini sağlamakta ve (3.9.c) nolu kısıt düğümlerin ziyaret sıraları arasında bir akış oluşturarak alt turları engellemektedir. Bu kısıtlar Kara [36]'dan alınarak ATM'ye uyarlanmıştır.

ATM_1 modelinde, toplam $n(n-1)$ tane 0-1 deęişken, n tane yardımcı deęişken ve toplam n^2+2n-4 tane kısıt bulunmaktadır.

3.3.2. Ayırıt tabanlı kapalı rota karar modeli

Ayırıt tabanlı kapalı rota karar modelinde (ATM_2), gezginin depodan başlayarak verilen toplam süreyi aşmayacak şekilde mümkün olduğunca çok düęümü ziyaret ederek depoya geri dönmesi ile oluşan tur araştırılmaktadır.

ATM_1 modelinde yer alan kısıtlardaki gerekli indis deęerleri deęiştirilip yenilenerek, kapalı rota karar modeli aşağıdaki şekilde verilmiştir.

Kısıtlar:

ATM_2'nin ilk altı kısıtı, DTM_2'nin ilk altı kısıtı ile aynıdır. Bu durumda, (3.1.b), (3.2.b), (3.3.b), (3.4.b), (3.5.b), (3.6.b), (3.7.b) kısıtlarına ek olarak, aşağıda verilen (3.8.d) ve (3.9.d) nolu kısıtlar yazılır.

i .düğümden j .düğüme gidilmezse $y_{ij}=0$ deęeri alması, gidilmesi halinde de y_{ij} 'lerin üstten sınırlandırılması için,

$$y_{ij} - (n-1) x_{ij} \leq 0, \quad i=1, \dots, n; j=1, \dots, n \quad (3.8.d)$$

kısıtı yazılır.

Turda düęümlerin ziyaret sırası arasında bir akış gerçekleşmesi gerektiğinden,

$$\sum_{j=1}^n y_{ij} - \sum_{j=1}^n y_{ji} = \sum_{i=1}^n x_{ji}, \quad i=2, \dots, n \quad (3.9.d)$$

kısıtı modele eklenir.

x_{ij} ve y_{ij} karar deęişkenlerinin alabileceęi deęerleri belirlemek için (3.11.a) ve (3.10.c) kısıtları yazılır.

Amaç fonksiyonu:

Amaç fonksiyonu, DTM_2'nin amaç fonksiyonu (3.13.b) ile aynıdır.

ATM_2 modelinde toplam $n(n-1)$ tane 0-1 deęişken, n tane yardımcı deęişken ve toplam n^2+4n-2 tane kısıt bulunmaktadır.

3.4. Yeni Modellerin Diğer Getiri Yönlü GSP'lere Uyarlanması

Seçici GSP için geliştirilen her iki model de Getiri Yönlü GSP'nin diğer iki türüne kolaylıkla uyarlanabilir. Bu kısımda, yeni modellerin Karlı Tur Problemi ve Getiri Toplamalı GSP'ye uyarlanmış durumları verilmektedir.

Karlı Tur Problemi ve Getiri Toplamalı GSP, kapalı rota özellikli modellerdir. Bu nedenle, DTM_2 ve ATM_2 modelleri bu problem çeşitlerine uyarlanabilir. (3.1.b), (3.2.b), (3.3.b), (3.4.b), (3.6.b), (3.7.b), (3.8.b), (3.9.b), (3.10.b), (3.11.a) ve (3.12.a) kısıtları DTM_2 modeli için; (3.1.b), (3.2.b), (3.3.b), (3.4.b), (3.6.b), (3.7.d), (3.8.d), (3.9.d), (3.10.c), (3.11.a) kısıtları ATM_2 modeli için ortak kısıtlar olarak belirlenmiştir.

Karlı Tur Problemi'nde DTM_2 için ya da ATM_2 için belirlenen ortak kısıtlara ek olarak başka bir kısıt yazılmamaktadır. (3.5.b) nolu kısıtın sol tarafında yer alan toplam ulaşım maliyeti amaç fonksiyonuna eklenerek Karlı Tur Problemi'nin amaç fonksiyonu,

$$Enk \left(\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} - \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n p_i x_{ij} \right) \quad (3.1.e)$$

şeklinde yazılır. Yukarıdaki değişiklikler yapılarak DTM_2 ve ATM_2 modelleri Karlı Tur Problemi'ne uyarlanabilir.

Getiri Toplamalı GSP'de DTM_2 için ya da ATM_2 için belirlenen ortak kısıtlara ek olarak, (3.13.b) nolu amaç fonksiyonunda yer alan toplam getiri,

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n p_i x_{ij} \geq B_{enk} \quad (3.2.e)$$

kısıtına dönüştürülür. Burada B_{enk} değeri, turda elde edilmesi gereken toplam getiri için belirlenen alt sınırı ifade etmektedir.

(3.5.b) nolu kısıtın sol tarafında yer alan toplam ulaşım maliyeti, amaç fonksiyonu olarak ele alınır. Bu durumda Getiri Toplamalı GSP'nin amaç fonksiyonu,

$$Enk \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \quad (3.3.e)$$

şeklinde yazılır. Yukarıdaki değişiklikler yapılarak DTM_2 ve ATM_2 modelleri Getiri Toplamalı GSP'ye uyarlanabilir.

3.5. Seici GSP'nin ok Gezginli Durumu

Seici GSP ile aynı anlamda ele alınan Orienteering Problemi'nin ok oyunculu hali (Team Orienteering Problem) ilgili kaynaklarda yer almaktadır [56; 40; 52]. ok Oyunculu Orienteering Problemi (OOP), daha nce belirtildiėi zere ilk kez Chao et al. [14] tarafından tanıtılmıřtır.

Tezin ama ve kapsamı doėrultusunda, OOP ile ilgili modellerin ayrıntılarına girilmemiřtir. Kaynaklarda yer alan OOP'nin matematiksel modellerinin ortak zelliėi her bir gezgin iin bir indis daha tanımlanıp karar deėiřkenlerinin ve bylece modelin  indisli yapıya dnüşmesidir. Ařıkâr olduėu zere, üncü indis karar modelinin boyutlarını byüteceėinden özüm sıkıntılarını da beraberinde getirecektir. Bu nedenle, bu tezde sergilenen iki indisli yaklaşımın ve önerilen modellerin benzerlerinin OOP'ye uyarlanması sonrakı bir araştırma konusu olarak ele alınması düşünölmektedir.

Önerilen modellerin, hem kendi aralarında hem de kaynaklarda yer alan Vansteenwegen-Souffriau-Oudheusden modeline göre performanslarını görebilmek amacıyla sayısal analizlere gerek duyulmaktadır. Bu nedenle, izleyen bölümde yapılan sayısal analizlere ve sonuçlarına yer verilecektir.

4. SAYISAL ANALİZLER

Bu bölümde, geliştirilen modellerin performanslarını görmek amacıyla gerçekleştirilen sayısal analizler yer alacaktır. DTM, ATM ve Vansteenwegen-Souffriau-Oudheusden modeli (VSO) ile kaynaklarda bulunan kıyaslama problemleri çözülmüştür.

C++ dilinde kodlanan modeller, CPLEX 12.5 paket programı kullanılarak Intel Core2 Duo CPU 2.66 GHz ve 2 GB Ram özellikli bilgisayar ortamında çözülmüştür. Kıyaslama problemlerinin çözümüyle elde edilen saniye cinsinden CPU (Central Processing Unit) süreleri ve doğrusal programlama gevşetme-LPR (Lineer Program Relaxation) değerleri karşılaştırılmıştır. CPU süre aşımı 7200 saniye olarak alınmıştır. CPU sürelerinin küçük olması ve amaç fonksiyonunda enbüyükleme yapıldığından LPR değerlerinin küçük olması, modeller için daha iyi sonuçlar olarak değerlendirilmektedir.

Çözülen problemler 3 gruba ayrılmıştır. 1.grupta, Seçici GSP kaynaklarında yaygın olarak kullanılan Tsiligrides problemleri TS21, TS32 ve TS33 bulunmaktadır. 2.grupta, Seçici GSP için üretilmiş Chao-Golden-Wasil problemleri CH64 ve CH66 bulunmaktadır. Üçüncü grupta ise, Gezgin Satıcı Problemi Kütüphanesi (TSPLIB)'nden alınan ARP örnekleri olan EIL30, EIL33, ATT48, EIL51, EIL76 ve EIL101 yer almaktadır. Söz konusu problemlere "<http://www.mech.kuleuven.be/en/cib/op>" internet adresinden ulaşılabilir.

Kaynaklarda yer alan Seçici GSP için üretilen problemlerde, Seçici GSP'nin açık rota durumu dikkate alınmıştır. VSO, yapısı gereği bir açık rota karar modelidir. 1. ve 2. gruptaki problemler bu yaklaşımla ele alınarak VSO, DTM_1 ve ATM_1 karar modelleri ile çözülmüştür.

3.gruptaki problemler, Fishetti et al. [24]'un Seçici GSP'ye uyarladığı ARP örnekleri olduğundan, bu problemler Fischetti-Gonzalez-Toth problemleri olarak ele alınmıştır. Burada yazarlar Seçici GSP'nin kapalı rota durumunu dikkate almışlardır. Bu nedenle, 3.gruptaki problemler öncelikle ATM_2 karar modeli ile çözülmüş ve problemler için bulunan eniyi değerler, Fishetti et al. [24] tarafından verilen eniyi değer sonuçları ile örtüşmüştür. Bu problemler, açık rota karar modelleri olan VSO, DTM_1 ve ATM_1 ile ayrıca çözülmüştür ve sonuçlar karşılaştırılmıştır.

Sayısal sonuçların karşılaştırılmasında, aynı problemler farklı modellerle tekrar çözüldüğünden, gerek görülen yerlerde CPU sürelerini karşılaştırmak için Eşleştirilmiş T-Testi (Paired Sample T-Test)'nden yararlanılmıştır. Eşleştirilmiş T testinin uygulanabilmesi için, ikişerli denemeler için bulunan CPU süreleri fark değerlerinin normal dağılıma uyması koşulu bulunmaktadır. Bu nedenle, farkların normal dağılıma uygunluk testi $n < 50$ örneklem büyüklüğü için uygun olan Shapiro Wilk testi ile yapılmıştır [54]; %95 güven düzeyinde aşağıdaki hipotez test edilmiştir.

H_0 : Fark değerlerinin dağılımı normal dağılıma uymaktadır.

H_1 : Fark değerlerinin dağılımı normal dağılıma uymamaktadır.

CPU süre ortalamaları arasındaki farkın istatistiksel olarak anlamlı olup olmadığının incelenmesi için aşağıdaki hipotezler kurulmuş ve %95 güvenle test edilmiştir.

$H_{0.1}$: $\mu_{VSO} = \mu_{DTM_1}$

$H_{0.2}$: $\mu_{VSO} = \mu_{ATM_1}$

$H_{0.3}$: $\mu_{ATM_1} = \mu_{DTM_1}$

$H_{1.1}$: $\mu_{VSO} \neq \mu_{DTM_1}$

$H_{1.2}$: $\mu_{VSO} \neq \mu_{ATM_1}$

$H_{1.3}$: $\mu_{ATM_1} \neq \mu_{DTM_1}$

Analizler için SPSS 17 paket programından yararlanılmıştır. İlerleyen kesimlerde gerekli görülen problemlerde Shapiro Wilk testi ve Eşleştirilmiş T-testi sonuçlarına yer verilmektedir.

4.1. Tsiligrides Problemleri

Tsiligrdes problemleri, kaynaklarda yaygın olarak kullanılan Seçici GSP problemleridir. TS21, TS32 ve TS33 problemlerinin isimlerinde yer alan 21, 32 ve 33 değerleri, problemlerin düğüm sayısını göstermektedir.

Tsiligrdes [55], bu problemlerde düğümler için rassal getiri değerleri üretmiş ve her düğümün koordinatlarını vermiştir. Bu koordinat değerlerine göre düğümler arası uzaklıklar Öklid yöntemine göre hesaplanmıştır. Uzaklık değerleri, ondalıklı kısımlar virgülden sonra iki hane olmak üzere alınmıştır. TS21 için 15-45 arasında; TS32 için 5-85 arasında; TS33 için 15-110 arasında değişen C_{enb} değerleri kullanılarak çözümler tekrarlanmıştır.

Tsiligrdes [55], üç grup halinde olan toplam 49 problemi farklı sezgisel algoritmalar kullanarak çözmüştür. Aşağıda verilen Çizelge 4.1, Çizelge 4.4 ve Çizelge 4.7'de bu

problemlerin VSO, DTM_1 ve ATM_1 ile çözümlerine karşı gelen LPR, CPU ve eniyi değerler verilmiştir.

Çizelge 4.1. TS21 Problemlerinin Sonuçları

TS21		VSO		DTM_1		ATM_1		
C_{enb}	BİLİNEN ENİYİ DEĞER	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	ENİYİ DEĞER*
15	120	252,78	1,53	215,34	0,31	225,22	0,66	120
20	190	316,43	2	274,53	0,2	292,22	0,55	200
23	205	347,94	1,36	304,68	1,03	328,12	1,25	210
25	230	367,20	2,09	324,21	0,78	351,14	1,28	230
27	230	386,36	1,86	343,34	1,44	371,61	1,62	230
30	250	415,00	2,08	371,63	1,61	399,03	1,44	275
32	275	430,07	2,43	387,61	0,61	417,04	1,48	300
35	315	449,86	2,54	410,69	0,87	438,61	1,51	320
38	355	450	3,57	432,05	0,48	450	1,36	360
40	395	450	2,98	443,40	0,33	450	0,98	395
45	430	450	2,39	450	0,45	450	0,61	450
ORT			2,25		0,73		1,15	
SS			0,63		0,46		0,39	

*Her üç modelde bulunan eniyi değerler aynıdır. Burada verilen CPU süreleri eniyi değerlerin bulunması için geçen süreyi ifade etmektedir.

Çizelge 4.1’de LPR sonuçları incelendiğinde, DTM_1’in her problemde ATM_1’den ve ATM_1’in her problemde VSO’dan daha küçük LPR değerleri verdiği görülmektedir.

CPU için ortalama (ORT) ve standart sapma (SS) sonuçlarına bakıldığında $ORT_{DTM_1} < ORT_{ATM_1} < ORT_{VSO}$ olduğu ve $SS_{DTM_1} < SS_{ATM_1} < SS_{VSO}$ olduğu görülmektedir. Bu sonuçların güvenilirliği için CPU ortalamaları arasında anlamlı bir fark olup olmadığı test edilmiştir. İkişerli denemeler için bulunan fark değerlerinin normal dağılıma uygunluğu ile ilgili sonuçlar Çizelge 4.2’de verilmiştir.

Sonuç olarak,

$Sig=0,520 > \alpha=0,05$ olduğundan H_0 kabul edilir.

$Sig=0,665 > \alpha=0,05$ olduğundan H_0 kabul edilir.

$Sig=0,741 > \alpha=0,05$ olduğundan H_0 kabul edilir.

Çizelge 4.2. TS21 için Normallik Testi Sonuçları

	Normallik Testi					
	Kolmogorov-Smirnov			Shapiro-Wilk		
	İstatistik	sd	Sig.	İstatistik	sd	Sig.
VSO-DTM_1	,153	11	,200	,940	11	,520
VSO-ATM_1	,176	11	,200	,952	11	,665
DTM_1-ATM_1	,132	11	,200	,958	11	,741

VSO-DTM_1, VSO-ATM_1 ve DTM_1-ATM_1 fark değerlerinin normal dağılıma uyduğu %95 güvenle söylenir.

CPU ortalamaları için yapılan Eşleştirilmiş T-Testi sonuçları Çizelge 4.3'de verilmiştir.

Çizelge 4.3. TS21 için CPU Ortalamalarının Karşılaştırılması

		Eşleştirilmiş Farklar					t	sd	Sig. (2 yönlü)
					Farkın %95 güven aralığı				
					Ortalama	Standart sapma			
Çift 1	VSO - DTM_1	1,52000	,89285	,26920	,92018	2,11982	5,646	10	,000
Çift 2	ATM_1 - VSO	-1,09909	,68722	,20720	-1,56077	-,63741	-5,304	10	,000
Çift 3	DTM_1 - ATM_1	-,42091	,32325	,09746	-,63807	-,20375	-4,319	10	,002

Sonuç olarak,

$H_{0,1}$ hipotezi $\text{sig}=0,000 < \alpha=0,05$ olduğundan reddedilmiştir.

$H_{0,2}$ hipotezi $\text{sig}=0,000 < \alpha=0,05$ olduğundan reddedilmiştir.

$H_{0,3}$ hipotezi $\text{sig}=0,002 < \alpha=0,05$ olduğundan reddedilmiştir.

CPU ortalamalarına göre tüm modeller arasında anlamlı bir fark olduğu % 95 güvenle söylenebilir. Bu durumda, CPU yönüyle DTM_1'in ATM_1'den %36 ve ATM_1'in VSO'dan %48 daha kısa sürede eniyi çözüme ulaştığı görülmüştür.

Tsiligrides [55]'in çalışmasında, TS21 problemlerinin sezgisel algoritmalarla bulunan bilinen eniyi değerleri Çizelge 4.1'de verilmiştir. 11 problemin 7'sinde sezgisel algoritmalar ile bulunan bilinen eniyi değerler, karar modelleri ile bulunan eniyi değerlerden küçüktür. Bu durumla ilgili bir karşılaştırma örneğine ilerleyen kısımda yer verilecektir.

Çizelge 4.4. TS32 Problemlerinin Sonuçları

TS32		VSO		DTM_1		ATM_1		
C_{enb}	BİLİNEN ENİYİ DEĞER	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	ENİYİ DEĞER*
5	10	_	0,02	_	0,01	_	0,01	10
10	15	60,31	1,33	52,94	0,33	53,76	0,37	15
15	45	90,41	1,68	80,62	0,81	82,22	0,79	45
20	65	115,50	18,5	104,80	7,55	106,67	0,9	65
25	90	137,35	14,93	125,94	8,16	128,78	0,79	90
30	110	158,50	33,31	146,63	7,55	148,88	2,51	110
35	135	179,07	18,39	166,71	5,77	168,77	1,34	135
40	150	198,72	11,05	185,75	11,82	187,95	1,2	155
46	175	221,52	14,37	207,45	7,16	209,95	1,86	175
50	190	236,16	12,2	220,64	7,11	224,24	2,34	190
55	205	252,37	11,23	236,13	2,89	241,01	1,53	205
60	220	264,49	3,23	249,38	0,61	256,11	1,33	225
65	240	274,13	3,48	260,27	0,41	267,99	1,62	240
70	255	282,52	2,61	270,40	0,41	277,55	1,11	260
73	260	285	3,09	275,80	0,59	282,68	1,45	265
75	270	285	3,29	279,09	0,41	285	1,9	270
80	275	285	1,9	285	0,42	285	1,78	280
85	280	285	8,44	285	1,79	285	2,37	285
ORT			9,05		3,54		1,40	
SS			8,63		3,78		0,67	

*Her üç modelle bulunan eniyi değerler aynıdır. Burada verilen CPU süreleri eniyi değerlerin bulunması için geçen süreyi ifade etmektedir.

Çizelge 4.4'de LPR sonuçları incelendiğinde, DTM_1'in her problemde ATM_1'den ve ATM_1'in her problemde VSO'dan daha küçük LPR değerleri verdiği görülmektedir.

CPU için ortalama ve standart sapma sonuçlarına bakıldığında $ORT_{ATM_1} < ORT_{DTM_1} < ORT_{VSO}$ olduğu ve $SS_{ATM_1} < SS_{DTM_1} < SS_{VSO}$ olduğu görülmektedir. Bu sonuçların güvenilirliği için CPU ortalamaları arasında anlamlı bir fark olup olmadığı test edilmiştir. Uç değerler çıkarıldıktan sonra, ikişerli denemeler için bulunan fark değerlerinin normal dağılıma uygunluğu ile ilgili sonuçlar Çizelge 4.5'de verilmiştir.

Çizelge 4.5. TS32 için Normallik Testi Sonuçları

	Kolmogorov-Smirnov			Shapiro-Wilk		
	İstatistik	sd	Sig.	İstatistik	sd	Sig.
VSO-DTM_1	,215	17	,035	,924	17	,174
VSO-ATM_1	,236	14	,034	,882	14	,062
DTM_1-ATM_1	,240	15	,020	,883	15	,053

Sonuç olarak,

Sig=0,174> α =0,05 olduğundan H_0 kabul edilir.

Sig=0,062> α =0,05 olduğundan H_0 kabul edilir.

Sig=0,053> α =0,05 olduğundan H_0 kabul edilir.

VSO-DTM_1, VSO-ATM_1 ve DTM_1-ATM_1 fark değerlerinin normal dağılıma uyduğu %95 güvenle söylenir.

CPU ortalamaları için yapılan Eşleştirilmiş T-Testi sonuçları Çizelge 4.6'da verilmiştir.

Sonuç olarak,

$H_{0,1}$ hipotezi $p=0,000 < \alpha=0,05$ olduğundan reddedilmiştir.

$H_{0,2}$ hipotezi $p=0,001 < \alpha=0,05$ olduğundan reddedilmiştir.

$H_{0,3}$ hipotezi $p=0,011 < \alpha=0,05$ olduğundan reddedilmiştir.

Çizelge 4.6. TS32 için CPU Ortalamalarının Karşılaştırılması

Eşleştirilmiş T Testi

		Eşleştirilmiş Farklar					t	sd	Sig. (2 yönlü)
					Farkın %95 güven aralığı				
		Ortalama	Standart sapma	Standart hata	Alt sınır	Üst sınır			
Çift 1	VSO - DTM_1	4,32294	3,86645	,93775	2,33500	6,31089	4,610	16	,000
Çift 2	ATM_1 - VSO	7,40571	6,35197	1,69764	3,73819	11,07323	4,362	13	,001
Çift 3	DTM_1 - ATM_1	2,81067	3,72004	,96051	,75058	4,87075	2,926	14	,011

CPU ortalamalarına göre tüm modeller arasında anlamlı bir fark olduğu % 95 güvenle söylenebilir. Bu durumda, CPU yönüyle ATM_1'in DTM_1'den %60 ve DTM_1'in VSO'dan %60 daha kısa sürede eniyi çözüme ulaştığı görülmüştür.

Tsiligrides [55]'in çalışmasında TS32 problemlerinin sezgisel algoritmalarla bulunan bilinen eniyi değerleri Çizelge 4.4'de verilmiştir. 18 problemin 6'sında sezgisel algoritmalar ile bulunan bilinen eniyi değerler, karar modelleri ile bulunan eniyi değerlerden küçüktür. Bu durumla ilgili bir karşılaştırma örneğine ilerleyen kısımda yer verilecektir.

Çizelge 4.7. TS33 Problemlerinin Sonuçları

TS33		VSO		DTM_1		ATM_1		
C _{enb}	BİLİNEN ENİYİ DEĞER	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	ENİYİ DEĞER*
15	100	260,61	1,78	239,18	0,53	248,53	0,7	170
20	140	324,45	9,92	301,06	0,95	310,67	3,79	200
25	190	376,59	8,67	353,53	3,26	364,81	3,63	260
30	240	426,59	10,84	404	3,04	413,64	2,56	320
35	290	473,19	3,06	449,27	0,84	459,45	2,39	390
40	330	518,95	9,72	492,16	2,5	502,56	3,09	430
45	370	561,04	2,82	532,46	4,09	544,61	2,73	470
50	410	598,92	5,52	570,25	2,56	582,63	1,4	520
55	450	636,26	8,53	607,17	1,12	618,51	1,93	550

60	500	671,25	16,41	642,75	4,13	654,34	1,73	580
65	530	704,14	5,49	675,59	4,2	688,06	2,62	610
70	560	736,74	10,28	703,20	4,79	721,38	2,71	640
75	590	762,77	13,74	729,13	6,6	750,84	3,21	670
80	640	785	22,2	753,75	7,58	777,50	3,77	710
85	670	797,42	14	776,03	5,65	795,83	7,24	740
90	690	800	17,74	793,71	1,28	800	2,92	770
95	720	800	6,08	800	2,61	800	8,63	790
100	760	800	5,79	800	0,19	800	3,78	800
105	770	800	5,57	800	1,26	800	0,92	800
110	790	800	4,2	800	0,8	800	5,57	800
ORT			9,12		2,89		3,26	
SS			5,44		2,12		1,95	

*Her üç modelde bulunan eniyi değerler aynıdır. Burada verilen CPU süreleri eniyi değerlerin bulunması için geçen süreyi ifade etmektedir.

Çizelge 4.7’de LPR sonuçları incelendiğinde, DTM_1’in her problemde ATM_1’den ve ATM_1’in her problemde VSO’dan daha küçük LPR değerleri verdiği görülmektedir.

CPU için ortalama ve standart sapma sonuçlarına bakıldığında $ORT_{DTM_1} \approx ORT_{ATM_1} < ORT_{VSO}$ olduğu ve $SS_{DTM_1} \approx SS_{ATM_1} < SS_{VSO}$ olduğu görülmektedir. Bu sonuçların güvenilirliği için CPU ortalamaları arasında anlamlı bir fark olup olmadığı test edilmiştir. İkişerli denemeler için bulunan fark değerlerinin normal dağılıma uygunluğu ile ilgili sonuçlar Çizelge 4.8’de verilmiştir.

Çizelge 4.8. TS33 için Normallik Testi Sonuçları

	Normallik Testi					
	Kolmogorov-Smirnov			Shapiro-Wilk		
	İstatistik	sd	Sig.	İstatistik	sd	Sig.
VSO-DTM_1	,120	20	,200*	,953	20	,411
VSO-ATM_1	,135	20	,200*	,950	20	,373
DTM_1-ATM_1	,112	20	,200*	,975	20	,861

Sonuç olarak,

$\text{Sig}=0,411 > \alpha=0,05$ olduğundan H_0 kabul edilir.

$\text{Sig}=0,373 > \alpha=0,05$ olduğundan H_0 kabul edilir.

$\text{Sig}=0,861 > \alpha=0,05$ olduğundan H_0 kabul edilir.

VSO-DTM_1, VSO-ATM_1 ve DTM_1-ATM_1 fark değerlerinin normal dağılıma uyduğu %95 güvenle söylenir.

CPU ortalamaları için yapılan Eşleştirilmiş T-Testi sonuçları Çizelge 4.9'da verilmiştir.

Çizelge 4.9. TS33 için CPU Ortalamalarının Karşılaştırılması

		Eşleştirilmiş T Testi							
		Eşleştirilmiş Farklar							
					Farkın %95 güven aralığı				
		Ortalama	Standart sapma	Standart hata	Alt sınır	Üst sınır	t	sd	Sig. (2 yönlü)
Çift 1	VSO - DTM_1	6,21900	4,48664	1,00324	4,11919	8,31881	6,199	19	,000
Çift 2	ATM_1 - VSO	-5,85200	5,54264	1,23937	-8,44603	-3,25797	-4,722	19	,000
Çift 3	DTM_1 - ATM_1	-,36700	2,59732	,58078	-1,58258	,84858	-,632	19	,535

Sonuç olarak,

$H_{0,1}$ hipotezi $p=0,000 < \alpha=0,05$ olduğundan reddedilmiştir.

$H_{0,2}$ hipotezi $p=0,000 < \alpha=0,05$ olduğundan reddedilmiştir.

$H_{0,3}$ hipotezi $p=0,535 > \alpha=0,05$ olduğundan kabul edilmiştir.

CPU ortalamalarına göre VSO ile ATM_1 ve VSO ile DTM_1 modelleri arasında anlamlı bir fark olduğu; DTM_1 ile ATM_1 modelleri arasında anlamlı bir fark olmadığı % 95 güvenle söylenebilir. Bu durumda, CPU yönüyle DTM_1 ile ATM_1'in yakın sürede ve VSO'dan yaklaşık %65 daha kısa sürede eniyi çözüme ulaştığı görülmüştür.

Tsiligrides [55]'in çalışmasında TS33 problemlerinin sezgisel algoritmalarla bulunan bilinen eniyi değerler Çizelge 4.1'de verilmiştir. 20 problemin hepsinde sezgisel algoritmalar ile bulunan bilinen eniyi değerler, karar modelleri ile bulunan eniyi değerlerden küçüktür.

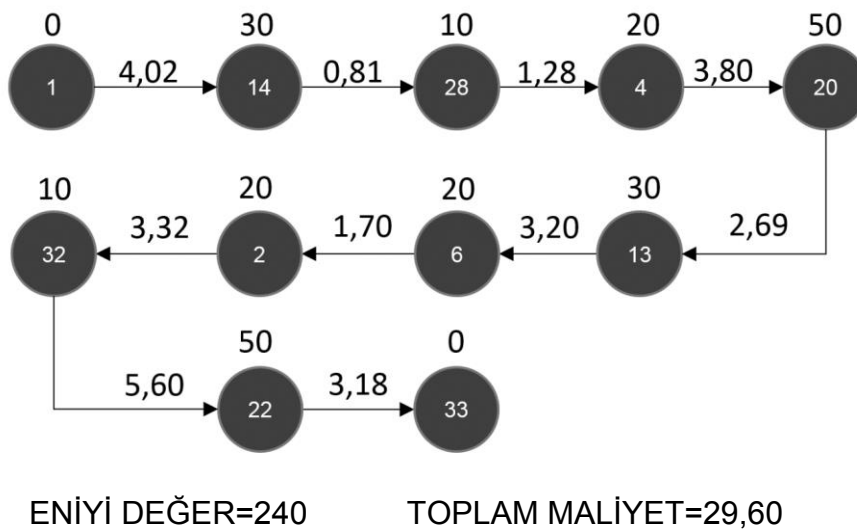
Söz konusu farklılıklarla ilgili olarak TS33 problemlerinden $C_{enb}=30$ durumu seçilmiş ve sezgisel algoritma ile elde edilen bilinen eniyi çözüm ile karar modelleri ile bulunan eniyi çözüm karşılaştırılmıştır.

TS33 problemin sezgisel sonuçlarının hangi düğümlerden oluştuğu ilgili kaynakta yer almamaktadır. Sezgiselin verdiği bilinen eniyi değere karşı gelen yolu bulmak üzere DTM_1 karar modeline toplam getiri ≤ 240 ve toplam maliyet $= 29,60$ kısıtları yazılarak model çözülmüş ve bulunan yol sezgisel yolu olarak Şekil 1'de verilmiştir.

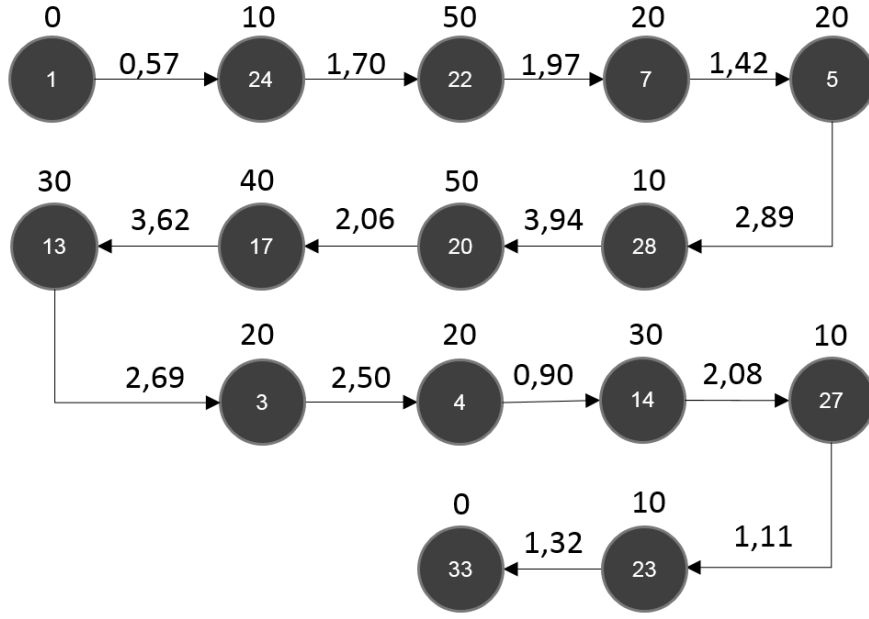
Aynı problemin önerdiğimiz karar modeli ile çizilen yol ise Şekil 2'de verilmiştir. Her iki şekilde de düğümler arası uzaklıklar ayrıtlar üzerinde ve getiri değerleri düğümler üzerinde gösterilmiştir.

Şekil 1'de verilen sezgisel yolunda toplam maliyet 29,60 birim bulunmuştur. Bilinen eniyi değer, düğümlerin getiri değerlerinin toplamı olan 240 değerine eşittir.

Şekil 2'de verilen eniyi çözümde toplam maliyet 28,77 birim bulunmuştur. Eniyi değer, düğümlerin getiri değerlerinin toplamı olan 320 değerine eşittir.



Şekil 1 Sezgisel Algoritma ile Bulunan Bilinen Eniyi Çözüme Karşılık Gelen Yol



ENİYİ DEĞER=320

TOPLAM MALİYET=28,77

Şekil 2 Karar Modeli ile Bulunan Eniyi Çözüme Karşılık Gelen Yol

Yukarıda verilen karşılaştırmada görüldüğü gibi, sezgisel algoritma ile bulunan ve kaynaklarda bilinen en iyi değer olarak yer alan çözümlerin çoğunun aslında problemin eniyi çözümü olmadığı, mevcut bilgisayar ve yazılım teknolojileri ile uygun matematiksel modeller birlikte ele alındığında, problemlerin gerçek eniyi çözümlerinin bulunabildiği görülmektedir.

4.2. Chao-Golden-Wasil Problemleri

Chao-Golden-Wasil problemleri Tsiligrides problemleri kadar yaygın olarak kullanılmasa da, kaynaklarda yer alan diğer Seçici GSP problemleridir. CH64 ve CH66'da bulunan 64 ve 66 değerleri problemlerin düğüm sayısını ifade etmektedir.

Chao et al. [15] bu problemlerde, düğümler için rassal getiri değerleri türetmiş ve her düğümün koordinatını vermiştir. Bu koordinat değerlerine göre düğümler arası uzaklıklar Öklid yöntemine göre hesaplanmıştır. Uzaklık değerleri, ondalıklı kısımlar virgülden sonra iki hane olmak üzere alınmıştır. CH64 için 5-80 arasında; CH66 için 5-130 arasında değişen C_{enb} değerleri kullanılarak çözümler tekrarlanmıştır.

Chao et al. [15], iki grup halinde olan toplam 40 problemi geliştirdikleri bir sezgisel algoritma ile çözmüştür. Aşağıda verilen Çizelge 4.10 ve Çizelge 4.11'de bu problemlerin VSO, DTM_1 ve ATM_1 ile çözümlerine karşı gelen LPR, CPU ve eniyi değerler yer almaktadır.

Çizelge 4.10. CH64 Problemlerinin Sonuçları

CH64		VSO		DTM_1		ATM_1		
C_{enb}	BİLİNEN ENİYİ DEĞER	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	ENİYİ DEĞER*
15	96	110,67	0,64	110,67	0,78	110,67	1,4	96
20	294	301,19	0,95	301,19	0,33	301,19	1	294
25	390	434,29	10,00	434,29	4,21	434,29	10,39	390
30	474	548,29	376,00	548,29	205,59	548,29	141,66	486
35	570	654,68	7200	654,68	7200	654,68	1348,75	576
40	714	752,85	7200	752,85	7200	752,85	43,81	714
45	816	837,95	568,87	837,95	31	837,95	26,14	816
50	900	923,06	272,50	923,06	53,63	923,06	25,37	912
55	984	1005,14	151,77	1005,14	101	1005,14	47,94	984
60	1044	1071,95	200,66	1071,95	268,5	1071,95	41,85	1062
65	1116	1135,78	113,47	1135,78	32,9	1135,78	2,56	1134
70	1176	1199,61	23,00	1199,61	11,51	1199,61	6,86	1188
75	1224	1250,89	123,38	1250,89	145,8	1250,89	176,05	1242
80	1272	1293,57	293,11	1293,57	67,72	1293,57	6,1	1284
ORT			1181,02		1094,49		134,27	
SS			2555,08		2587,90		353,58	

*Her üç modelde bulunan eniyi değerler aynıdır. Burada verilen CPU süreleri eniyi değerlerin bulunması için geçen süreyi ifade etmektedir.

Çizelge 4.10'da LPR sonuçları incelendiğinde, VSO, DTM_1 ve ATM_1'in her problemde aynı LPR değerlerini verdiği görülmektedir.

CPU için ortalama ve standart sapma sonuçlarına bakıldığında $ORT_{ATM_1} < < ORT_{DTM_1} \approx ORT_{VSO}$ olduğu ve $SS_{ATM_1} < < SS_{DTM_1} \approx SS_{VSO}$ olduğu görülmektedir. CPU ortalamaları arasındaki farklar açık olduğu için test etmeye gerek duyulmamıştır. Bu durumda, CPU yönüyle ATM_1'in, DTM_1 ile VSO'dan %88 daha kısa sürede eniyi çözüme ulaştığı görülmüştür.

Chao et al. [15]'in çalışmasında CH64 problemlerinin sezgisel algoritmalarla bulunan bilinen eniyi değerleri Çizelge 4.10'da verilmiştir. Tsiligrides problemlerine benzer

olarak, 14 problemin 8'inde sezgisel algoritmalar ile bulunan bilinen eniyi değerler, karar modelleri ile bulunan eniyi değerlerden küçüktür.

Çizelge 4.11. CH66 Problemlerinin Sonuçları

CH66		VSO		DTM_1		ATM_1		
C _{enb}	BİLİNEN ENİYİ DEĞER	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	ENİYİ DEĞER*
5	10	41,4	1,5	41,4	0,73	40,23	0,9	10
10	40	128,9	159	128,9	98,50	124,94	119,29	40
15	120	216,4	546	216,4	450	209,57	430,67	120
20	195	303,9	7200	303,9	7200	294,34	208,62	205
25	290	391,4	7200	391,4	7200	379,05	255,28	290
30	400	478,9	7200	478,9	7200	463,75	90,67	400
35	460	566,4	7200	566,4	7200	548,45	370,22	465
40	575	653,9	7200	653,9	7200	633,16	8,98	575
45	650	741,4	7200	741,4	7200	717,86	49,84	650
50	730	828,9	7200	828,9	7200	802,56	135,07	730
55	825	916,4	7200	916,4	7200	887,27	59,84	825
60	915	998,5	7200	998,5	7200	971,97	127,12	915
65	980	1061	7200	1061	7200	1046,26	503,31	980
70	1070	1123,5	7200	1123,5	7200	1107,57	70	1070
75	1140	1186	7200	1186	7200	1168,88	131	1140
80	1215	1248,5	7200	1248,5	7200	1230,20	3,9	1215
85	1270	1311	7200	1311	7200	1291,51	21,64	1270
90	1340	1373,5	7200	1373,5	7200	1352,82	46,6	1340
95	1380	1436	7200	1436	7200	1414,14	17,7	1395
100	1435	1493,1	7200	1493,1	7200	1475,45	3,21	1465
105	1510	1530,6	7200	1530,6	7200	1526,79	8,21	1520
110	1550	1568,1	7200	1568,1	7200	1564,10	52	1560
115	1595	1605,6	7200	1605,6	7200	1601,41	52,32	1595
120	1635	1643,1	42,91	1643,1	23,71	1638,73	8,18	1635
125	1655	1671,9	45,91	1671,9	23,46	1671,90	4,35	1670
130	1680	1680	26,58	1680	47,1	1680,00	11,73	1680
ORT			5570,07		5563,21		107,33	
SS			3036,18		3048,50		138,39	

*Her üç modelle bulunan eniyi değerler aynıdır. Burada verilen CPU süreleri eniyi değerlerin bulunması için geçen süreyi ifade etmektedir.

Çizelge 4.11’de LPR sonuçları incelendiğinde ATM_1’in, VSO ve DTM_1’den her problemde daha küçük LPR değerleri verdiği görülmektedir.

CPU için ortalama ve standart sapma sonuçlarına bakıldığında $ORT_{ATM_1} < < ORT_{DTM_1} \approx ORT_{VSO}$ olduğu ve $SS_{ATM_1} < < SS_{DTM_1} \approx SS_{VSO}$ olduğu görülmektedir. CPU ortalamaları arasındaki farklar açık olduğu için test etmeye gerek duyulmamıştır. Bu durumda, CPU yönüyle ATM_1’in, DTM_1 ile VSO’dan %98 daha kısa sürede eniyi çözüme ulaştığı görülmüştür.

Chao et al. [15]’in çalışmasında CH66 problemlerinin sezgisel algoritmalarla bulunan bilinen eniyi değerleri Çizelge 4.11’de verilmiştir. CH64 problemlerine benzer olarak, 26 problemin 7’sinde sezgisel algoritmalar ile bulunan bilinen eniyi değerler karar modelleri ile bulunan eniyi değerlerden küçüktür.

4.3. Fischetti-Gonzalez-Toth Problemleri

Fischetti et al. [24], 3. gruptaki ARP örneklerini Seçici GSP’ye uyarlarken, depo için getiri değerini 0 olarak belirlemiş ve diğer düğümler için düğümlerin talep değerlerini getiri değerleri olarak kullanmışlardır. C_{enb} değerlerini, problemlerin GSP olarak çözümü sonucu elde edilen eniyi değerlerin sırasıyla 0,25; 0,50 ve 0,75 ile çarpımları olarak belirlemişlerdir. Problemleri çözerken, depodan başlayan ve düğümleri ziyaret ettikten sonra depoya geri dönerek bir tur oluşturan Seçici GSP için kapalı rota durumunu dikkate almışlardır. Bu nedenle, tez kapsamında ARP örnekleri için aynı yol izlenmiş ve problemler ayrıt tabanlı kapalı rota karar modeli olan ATM_2 ile çözülmüştür. Aşağıda Çizelge 4.12’de bu problemlerin VSO, DTM_1 ve ATM_1 ile çözümlerine karşı gelen LPR, CPU ve eniyi değerler yer almaktadır.

Çizelge 4.12. Fischetti-Gonzalez-Toth Problemlerinin Kapalı Rota Sonuçları

Problem	C_{enb}	LPR	CPU(sn)	ENİYİ DEĞER
OP21	1150	178,69	1,17	90
OP21	2299	327,89	6,12	205
OP21	3449	436,38	2,93	315
OP32	2064	111,86	17,77	70
OP32	4127	194,15	8,56	160
OP32	6191	261	8,27	230
OP33	2439	365,16	30,97	250
OP33	4878	575,45	11,08	500

OP33	7317	739,97	28,83	660
ATT48	2657	22	7200	z.a.*
ATT48	5314	36,89	78,89	31
ATT48	7971	45,5	82,65	39
EIL30	96	8054,07	20,2	2650
EIL30	191	11767,78	130,34	7600
EIL30	286	12650	295,45	11550
EIL33	111	10934,03	1,7	1200
EIL33	221	24306,75	92,52	17590
EIL33	331	28637,5	29,27	26720
EIL51	107	344,2	83,07	264
EIL51	213	583,72	30,5	508
EIL51	320	727,3	13,63	690
EIL76	135	603,84	59,37	490
EIL76	269	1007,2	107,25	907
EIL76	404	1274,5	110,79	1186
EIL101	158	783,53	7200	z.a.*
EIL101	315	1136,3	431,7	1049
EIL101	472	1303,6	445,6	1336
ORT			612,17	
SS			1902,54	

*Zaman aşımı anlamına gelmektedir.

Beklenildiği gibi, Fischetti-Gonzalez-Toth problemlerinin ATM_2 ile bulunan eniyi değerleri, Fischetti et al. [24]'ün çalışmalarında buldukları eniyi değerlerle örtüşmüştür. ATT48 $C_{enb}=2657$ ve EIL101 $C_{enb}=158$ dışında her durum için ATM_2 ile eniyi çözüme ulaşılmıştır. DTM_2 ile birçok durum için eniyi çözüme ulaşılamadığı için çözüm sonuçlarına yer verilmemiştir.

Fischetti-Gonzalez-Toth problemleri, ayrıca Seçici GSP için açık rota durumunu dikkate alan VSO, DTM_1 ve ATM_1 modelleri ile çözülmüştür. Kapalı rota durumundakiyle aynı yaklaşımla depo ve son düğüm için getiri değerleri 0 alınmış, diğer düğümler için düğümlerin talep değerleri getiri değerleri olarak kullanılmıştır. Çizelge 4.13'de bu problemlerin VSO, DTM_1 ve ATM_1 ile çözümlerine karşı gelen LPR, CPU ve eniyi değerler yer almaktadır.

Çizelge 4.13. Fischetti-Gonzalez-Toth Problemlerinin Açık Rota Sonuçları

TSPLIB		VOM		DTM_1		ATM_1		
Problem	C_{enb}	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	LPR	CPU(sn)	ENİYİ DEĞER*
ATT48	2657	21,54	7200	20,42	7200	19,85	7200	-
ATT48	5314	36,04	385,76	33,67	197,18	35,2	47,36	30
ATT48	7971	44,58	1106,19	42,04	895,38	44,42	152,3	39
EIL30	96	5734,19	0,37	5275	0,94	5236	0,73	4050
EIL30	191	10785,34	7200	10550	7200	10539,53	36,91	8475
EIL30	286	11747	620	11630,43	609,23	11695,53	8,22	11200
EIL33	111	15079,06	49,39	13565	12,87	14201,74	3,01	7820
EIL33	221	25801,37	81,03	24035	62,65	25133,54	9,83	21480
EIL33	331	28270	706,64	27515	917,15	28080,90	23	26370
EIL51	107	332,95	3,01	312,61	2,12	330,02	1,87	276
EIL51	213	580,93	7,76	548,58	5,36	577,58	6,74	508
EIL51	320	724,90	5,52	700,74	4,9	722,58	2,85	689
EIL76	135	607,37	106,88	559,92	78,19	593,98	28	484
EIL76	269	1018,78	53,84	957,5	57,97	994,16	33	895
EIL76	404	1263,88	678,93	1209,23	224,52	1257,71	96,21	1175
EIL101	158	785,18	7200	741,70	7200	775,84	496,49	621
EIL101	315	1155,99	695,81	1111,81	504,76	1149,65	282,89	1062
EIL101	472	1399,10	140,56	1359,98	90,64	1395,08	105,74	1345
ORT			1457,87		1403,54		474,17	
SS			2662,45		2683,73		1683,29	

*Her üç modelle bulunan eniyi değerler aynıdır. Burada verilen CPU süreleri eniyi değerlerin bulunması için geçen süreyi ifade etmektedir.

Çizelge 4.13'de LPR sonuçları incelendiğinde, DTM_1'in ATM_1'den ilk problem hariç her problemde ve ATM_1'in VSO'dan her problemde daha küçük LPR değerleri verdiği görülmektedir.

CPU için ortalama ve standart sapma sonuçlarına bakıldığında $ORT_{ATM_1} < < ORT_{DTM_1} \approx ORT_{VSO}$ olduğu ve $SS_{ATM_1} < < SS_{DTM_1} \approx SS_{VSO}$ olduğu görülmektedir. İlk denemede süre aşımı olduğundan, buradaki 7200 değeri çıkarıldığında ATM_1'in CPU ortalaması 78,53'e düşmektedir. VSO ve DTM_1'in CPU değerlerinin ise hala 1000'in üzerinde seyrettiği görülmüştür. CPU ortalamaları arasındaki farklar açık olduğu için farkların anlamlılığını test etmeye gerek duyulmamıştır. Bu durumda ATM_1'in, CPU yönüyle DTM_1 ile VSO'dan %67 daha kısa sürede eniyi çözüme ulaştığı görülmüştür.

Ayrıca, ayrıt tabanlı modelin hangi boyutlu problemleri çözebildiğini örneklemek üzere deney düşünülmüştür. Düğüm sayısı 101 düğümden fazla olan test problemi olarak Fischetti et al. [24]'in çalışmasında yer alan 262 düğümlü GIL262 problemi seçilmiştir. Süre sınırı kaldırılarak $C_{enb}=595$ değeri için çözüm araştırılmış ve ortalama 15789 sn. CPU süresinde sonuca ulaşılmıştır.

4.4. Genel Değerlendirme

Kaynaklardan seçilen kıyaslama problemlerinin sonuçlarına bakıldığında, genel olarak DTM ve ATM'nin VSO'ya göre hem LPR hem de CPU değerleri bakımından daha iyi sonuçlar verdiği görülmektedir. Problemin düğüm sayısı arttığında ve birbirine yakın maliyet ya da getiri değerleri olduğunda, DTM'nin bazı durumlarda izin verilen çözüm süresi içinde eniyi çözüme ulaşamadığı gözlemlenmiştir. ATM, bu tür problemlerde de makul sürelerde eniyi çözüme ulaşılabilen ve DTM'ye göre daha iyi sonuçlar vermektedir.

Tsiligrides problemlerinin sonuçlarına göre, DTM_1 ve ATM_1'in yakın üstünlükte sonuçlar verdiği ve VSO'ya göre üstün oldukları ortaya çıkmıştır. Ayrıca, bazı C_{enb} değerleri için VSO, DTM_1 ve ATM_1 ile bulunan eniyi değerlerin, Tsiligrides [55]'in sezgisel algoritmalarla ulaştığı bilinen eniyi değerlerden daha yüksek olduğu görülmüştür.

Chao-Golden-Wasil problemlerinin sonuçlarına göre, VSO ve DTM_1'in bazı C_{enb} değerleri için verilen süre içinde eniyi çözüme ulaşamadığı, fakat ATM_1'in kolaylıkla ve kısa sürelerde eniyi çözüme ulaştığı gözlemlenmiştir. Ayrıca, Tsiligrides problemlerine benzer olarak, bazı C_{enb} değerleri için ATM_1'in bulunduğu eniyi değerlerin, Chao et al. [15]'in sezgisel algoritmalarla ulaştığı bilinen eniyi değerlerden daha yüksek olduğu görülmüştür.

Fischetti-Gonzalez-Toth problemlerinin sonuçlarına göre, ATM_1'in DTM_1 ve VSO'ya göre üstün olduğu ortaya çıkmıştır. Fischetti et al. [24]'in TSPLIB problemlerini Seçici GSP'ye uyarlayarak kapalı rota durumu için çözmesi nedeniyle, kaynaklarda açık rota durumu için sonuçlara ulaşamamaktadır. Bu sonuçlara tez kapsamında yer verilmektedir.

5. SONUÇ VE ÖNERİLER

GSP’de tüm müşterilerin ziyaret edilmesi zorunluluğu ve her müşterinin faydasının eşit kabul edilmesi kuralı bulunmaktadır. Sonradan ortaya atılan bazı problemlerde, her müşterinin farklı getiri değerlerine sahip olduğu ve müşteri ziyaret edildiği takdirde getiri puanının kazanılması kuralına dayanan farklı yaklaşımlar geliştirilmiştir. Tek bir gezginin olduğu ve her müşterinin ziyaret edilmesi zorunluluğunun ortadan kalktığı bu yaklaşımlar, daha önce de belirtildiği üzere kaynaklarda Getiri Yönlü GSP başlığı altında toplanmaktadır.

Getiri Yönlü GSP türlerinin benzer özellikler taşıdığı ve getiri-maliyet ödünleşmesini dikkate alarak, birinin kısıt değerinin amaç fonksiyonu olarak dikkate alındığı ya da her ikisinin de amaç fonksiyonuna alındığı görülmektedir. Bu problemler, Karlı Tur Problemi, Seçici GSP, Getiri Toplamalı GSP şeklinde farklı isimlendirmeler almalarına rağmen aynı ailenin problemleridir. Bu problem çeşitlerinden herhangi biri üzerinde yapılan çalışmalar diğerlerine de uyarlanabilmektedir. Yapılan çalışmaların sayısına bakıldığında, aralarında en yaygın çalışma alanına sahip olan problem Seçici GSP olarak karşımıza çıkmaktadır. Bu doğrultuda, Getiri Yönlü GSP kaynakları incelenmiş ve bu problemlerin en çok ilgi göreni olan Seçici GSP (Orienteering Problemi) ele alınarak biri düğüm tabanlı biri ayırıt tabanlı olmak üzere iki yeni matematiksel model önerilmiştir.

Geliştirilen matematiksel modellerin performansını karşılaştırabilmek için kısıtları polinom artış gösteren Vansteenwegen-Souffriau-Oudheusden modeli seçilerek kaynaklarda yer alan kıyaslama problemleri çözülmüştür. Kıyaslama problemleri Tsiligrides Problemleri, Chao-Golden-Wasil Problemleri, Fischetti-Gonzalez-Toth problemleri olmak üzere üç gruba ayrılmış ve DTM, ATM ve VSO modelleri ile çözümlenerek LPR, CPU ve eniyi değer sonuçları karşılaştırılmıştır.

Tsiligrdes problemlerinden elde edilen LPR, CPU ve eniyi değer sonuçlarına göre, DTM_1 ve ATM_1’in birbirine yakın, fakat VSO’ya göre daha yüksek performans sergiledikleri görülmüştür. Bunun yanı sıra, Tsiligrides problemlerinde toplam 49 problemin 33’ünde matematiksel karar modelleri ile bulunan eniyi değerlerin, sezgisel algoritmalarla bulunan bilinen eniyi değerlerden daha yüksek olduğu tespit edilmiştir.

Chao-Golden-Wasil problemlerinden elde edilen LPR, CPU ve eniyi değer sonuçlarına göre ATM_1'in, VSO ve DTM_1'e göre açıkça yüksek performans sergilediği görülmüştür. Ayrıca, Chao-Golden-Wasil problemlerinde toplam 40 problemin 15'inde matematiksel karar modelleri ile bulunan eniyi değerlerin, sezgisel algoritmalarla bulunan bilinen eniyi değerlerden daha yüksek olduğu tespit edilmiştir.

Yukarıda verilen tespitler, sezgisel algoritmalarla bulunan bilinen eniyi değerlerin karar modelleri ile bulunan eniyi değerlere ulaşamayabileceği durumuna kanıt niteliği taşımaktadır. Bazı bilinen eniyi değerlerle karar modelinin verdiği eniyi değerler arasında büyük farklılıklar bulunduğu göze çarpmaktadır.

Fischetti-Gonzalez-Toth problemlerinin LPR, CPU ve eniyi değer sonuçlarına göre ATM_1'in, DTM_1 ve VSO'ya göre yüksek performans sergilediği görülmüştür. Tez kapsamında aynı problemler için Seçici GSP'nin doğasına daha uygun olan [56] açık rota çalışmalarına da yer verilerek, Seçici GSP kaynaklarına katkı sağlanması amaçlanmıştır.

Genel olarak, yeni geliştirilen modeller olan DTM ve ATM'nin VSO'ya göre daha üstün olduğu sonucuna varılmıştır. Düğüm sayısı düşük olan problemlerde DTM'nin ATM'ye göre daha iyi performans sergilediği, fakat düğüm sayısı ve birbirine yakın maliyet ya da getiri değerleri olması halinde ATM'nin açıkça fark edilir bir şekilde DTM'ye üstünlük sağladığı gözlemlenmiştir. Tez kapsamında ATM ile ortalama CPU süresi 295 sn. olarak 101 düğümlü problemler çözülebilmektedir. Modeller üzerinde yapılacak yeni çalışmalarla daha iyi sonuçlar elde edilebileceği öngörülmektedir.

Bu tezde önerilen düğüm tabanlı ve ayrıt tabanlı modellerin her ikisi de getiri-maliyet ölçütleri ele alınarak çok ölçütlü analizler yapılması ve "pareto optimal" noktaların bulunması için yeterlidir. Her iki model de uygun kısıtlar eklenerek karar vericinin özel tutum ve isteklerine kolaylıkla uyarlanabilir. Bu bağlamda, (1) herhangi bir düğüme zorunlu uğranması isteği; (2) herhangi iki müşteriye peş peşe uğranması isteği; (3) müşterilerin sayısının belirli bir oranına karşı gelen sayıda müşteriye uğranması isteği; (4) bir grup müşteri içerisinde asgari veya azami olarak belirlenen bir sayıda müşteriye uğranması isteği, söz konusu uyarlamalara verilebilir örneklerdir.

Bu tezde önerilen modellerin benzerlerinin Seçici GSP'nin çok oyunculu durumu olan Çok Oyunculu Orienteering Problemi'ne uyarlanması başka bir araştırma konusu olarak ele alınması planlanmaktadır. Gelecekte Getiri Yönlü Rotalama Problemleri alanında matematiksel modeller üzerine yapılacak çalışmaların, hem bilim dünyasına hem de gerçek hayat problemlerine büyük katkılar sağlayabileceği düşünülmektedir.

KAYNAKLAR LİSTESİ

- [1] AKSEN, D., ARAS, N., BOYACI, B. ve KOŞUCUOĞLU, D., Karlı Gezgin Satıcı Problemi için Sezgisel Yöntemler. YA/EM 27.Ulusal Kongresi, İzmir 2007.
- [2] APPEGATE, D. L., BIXBY, R. M., CHVÁTAL, V. and COOK, W. J., The Traveling Salesman Problem: A Computational Study, Princeton University Press, Princeton, New Jersey, USA, 2006.
- [3] ARAS, N., AKSEN, D. and TEKIN, M.T., Selective multi-depot vehicle routing problem with pricing, Transportation Research, Vol 19:866-884, 2011.
- [4] ARBİB, C., SERVILIO, M., ARCHETTI, C. and SPERANZA, M.G., The directed profitable location Rural Postman Problem, Vehicle Routing and Distribution Logistics, Vol 236:811, 2014.
- [5] ARCHETTI, C., HERTZ, A. and SPERANZA, M.G., Metaheuristics for the team orienteering problem. Journal of Heuristics, Vol 13:49-76, 2007.
- [6] ARCHETTI, C., FEILLET, D., HERTZ, A. and SPERANZA M.G., The Capacitated Team Orienteering and Profitable Tour Problems, Journal of the Operational Research Society, Vol 60:831-842, 2009.
- [7] ARCHETTI, C., BIANCHESSI, N. and SPERANZA M.G., The capacitated team orienteering problem with incomplete service, Optimization Letters, Vol 7:1405-1417, 2013.
- [8] ARCHETTI, C., GUASTAROBBA, G. and SPERANZA M.G., An ILP-refined tabu search for the directed profitable rural postman problem, Discrete Applied Mathematics, Vol 163:3-16, 2014.
- [9] AUSIELLO, G., DEMANGE, M., LAURA, L. and PASCHOS, V., Algorithms for the On-Line Quota Travelling Salesman Problem, Information Processing Letters, Vol 92:89-94, 2004.
- [10] AWERBUCH, B., AZAR, Y., BLUM A. and VEMPALA, S., New approximation guarantees for minimum weight k-trees and prize collecting salesman, Siam Journal on Computing Vol 28:254-262, 1998.
- [11] BALAS, E. and MARTIN, C.H., Roll-A-Round: Software package for scheduling the rounds of a Rolling mill, Copyright Balas and Martin Associates, 104 Maple Heights Road, Pittsburg USA, 1985.
- [12] BALAS, E., The prize collecting traveling salesman problem. Networks, Vol 19:621-636, 1989.
- [13] BIGGS N. L., LLOYD E. and WILSON R.J., Graph Theory Clarendon Press Oxford, 1976-1978, 1976.

- [14] CHAO, I.M., GOLDEN, B. and WASIL, E.A., The team orienteering problem, European Journal of Operations Research Vol 88:464-474, 1996a.
- [15] CHAO, I.M., GOLDEN, B. and WASIL, E.A., A fast and effective heuristic for the orienteering problem, European Journal of Operations Research Vol 88: 475-489, 1996b.
- [16] CHEKURI, C. and KORULA, N., Improved Algorithms for Orienteering and Related Problems, Transaction on Algorithms, Vol 8, Art 23, 2012.
- [17] DANTZIG, G.B., FULKERSON, D.R. and JOHNSON, S.M., Solution of a large travelling salesman problem, Operations Research, Vol 2:393-410, 1954.
- [18] DELL' AMICO, M., MAFFIOLI, F. and VARBRAND, P., On prize-collecting tours and the asymmetric travelling salesman problem, International Transactions in Operational Research Vol 2:297-308, 1995.
- [19] DELL' AMICO, M., MAFFIOLI, F. and SCIOMACHEN, A., A Lagrangian heuristic for the Prize Collecting Travelling Salesman Problem, Annals of Operations Research, Vol 81:289-305, 1998.
- [20] DESROCHERS, M., and LAPORTE, G., Improvements and extensions to the Miller-Tucker-Zemlin subtour elimination constraints, Operations Research Letters Vol 10:27-36, 1991.
- [21] ERDOGAN, G. and LAPORTE, G., The orienteering problem with variable profits, Networks, Vol 61: 104-116, 2013.
- [22] FEILLET, D., DEJAX, P. and GENDREAU, M., Traveling salesman problems with profits, Transportation Science, Vol 39:188-205, 2005.
- [23] FISCHETTI, M., TOTH, P., An additive bounding procedure for the asymmetric traveling salesman problem, Mathematical Programming Vol 53:173-197, 1992.
- [24] FISCHETTI, M., GONZALEZ, J.J.S. and TOTH, P., Solving the Orienteering Problem through Branch-and-Cut, Vol 10:133-148, 1998.
- [25] GENDREAU, M., LAPORTE, G. and SEMET, F., A branch-and-cut algorithm for the undirected selective travelling salesman problem, Networks Vol 32:263-273, 1998.
- [26] GENSCH, D.H., An industrial application of the travelling salesman subtour problem, Aiie Transactions Vol 10:362-370, 1978.
- [27] GOLDEN, B.L., LEVY, L. and VOHRA R., The orienteering problem, Naval Research Logistics Vol 34:307-318, 1987.
- [28] GÖTHE-LUNDGREN, M., JÖRNSTEN, K. and VARBRAND, P., On the nucleolus of the basic vehicle routing game, Mathematical Programming Vol 72:83-100, 1996.

- [29] GUTIN G., and PUNNEN, A.P., The Travelling Salesman Problem and Its Variations, Kluwer Academic Publishers, Dordrecht The Netherlands, 2002.
- [30] HASSIN, R. and RUBINSTEIN, S., Better approximations for max TSP, Information Processing Letters Vol 75:181–186, 2000.
- [31] HELMBERG, C., The m-cost ATSP, Lecture Notes Computer Science Vol 1610:242-258, 1999.
- [32] HOOS, H.H. and STÜTZLE, T., On the empirical scaling of run-time for finding optimal solutions to the travelling salesman problem, European Journal of Operational Research, Vol 238:87-94, 2014.
- [33] IBARAKI, T., Shortest path problems visiting specified nodes, Electronics and Communications in Japan Vol 53A:10-18, 1970.
- [34] JOSEFOWIEZ, N., SEMET, F. and TALBI, E.G., Multi-objective vehicle routing problems, European Journal of Operational Research, Vol 189: 293-309, 2008.
- [35] KANTOR, M., and ROSENWEIN, M., The orienteering problem with time windows, The Journal of the Operational Research Society, Vol 43:629-635, 1992.
- [36] KARA, İ., Arc Based Integer Programming Formulations for the Distance Constrained Vehicle Routing Problem, LINDI 2011 3rd International Symposium on Logistics and Industrial Informatics, Budapest, Hungary, 33-38, August 2011.
- [37] KARADEMİR, S., A Genetic Algorithm for the Biobjective Travelling Salesman Problem with Profits, Master Thesis, Middle East Technical University, Ankara, 2008.
- [38] KARP, R.M., "Reducibility Among Combinatorial Problems", In R. E. Miller and J. W. Thatcher (editors), Complexity of Computer Computations, 85–103, 1972.
- [39] LAPORTE, G. and MARTELLO, S., The Selective Travelling Salesman Problem, Discrete Applied Mathematics, Vol 26:193-207, 1990.
- [40] LI, J., Research on Team Orienteering Problem with Dynamic Travel Times, Journal of Software, Vol 7:249-255, 2012.
- [41] MATAI, R., SINGH, P.S. and MITTAL, M.L., TravelingSalesman Problem: An Overview of Applications, Formulations, and Solution Approaches, InTech: India, 2010.
- [42] MENGER K., "Das botenproblem", in Ergebnisse eines Mathematischen Kolloquiums 2 (K. Menger, editor), Teubner, Leipzig, 1932.
- [43] MILLAR, H.H. and KIRAGU, M., A time-based formulation and upper bounding scheme for the selective travelling salesperson problem, Journal of the Operational Research Society, Vol 48: 511-518, 1997.

- [44] PIETZ, J. and ROYSET, J.O., Generalized Orienteering Problem with Resource Dependent Rewards, *Naval Research Logistics*, Vol 60: 294–312, 2013.
- [45] RENAUD, J. and BOCTOR, F.F., An efficient composite heuristic for the symmetric generalized traveling salesman problem, *European Journal of Operational Research*, Vol 108:571-584, 1998.
- [46] ROBINSON, J.B., On the Hamiltonian game (a travelling-salesman problem), *Rand Research Memorandum RM-303*, 1949.
- [47] SEVKLI, Z., SEVILGEN, E. and KELES, O., Particle Swarm Optimization for Orienteering Problem, *INISTA, International Symposium on Innovations in Intelligent Systems and Applications Proceedings*, İstanbul, Jun. 2007.
- [48] SEVKLI, Z. and SEVILGEN, E., Discrete Particle Swarm Optimization for the Orienteering Problem, *Evolutionary Computation Barcelona*, Spain, Jul. 2010.
- [49] SİPAHIOĞLU, A., Gezin satıcı ve araç turu belirleme problemleri için yeni alt tur engelleme kısıtları, *Doktora tezi*, Osmangazi Üniversitesi, Eskişehir, 1996.
- [50] STENGER, M., SCHNEIDER and M., GOEKE, D., The prize-collecting vehicle routing problem with single and multiple depots and non-linear cost, *Journal of Transportation and Logistics*, Vol 2:57–87, 2013.
- [51] ŞİMŞEK, Ö., The Biobjective Travelling Salesman Problem with Profit, *Master Thesis*, Middle East Technical University, Ankara, 2007.
- [52] TARANTILIS, C.D., STAVROPOULOU, F. and REPOUSSIS, P.P., The Capacitated Team Orienteering Problem: A Bi-level Filter-and-Fan Method, *European Journal of Operational Research* Vol 224:65–78, 2013.
- [53] TASGETİREN, M.F., A Genetic Algorithm with an Adaptive Penalty Function for the Orienteering Problem, *Journal of Economic and Social Research* Vol 4:20-40, 2002.
- [54] TOTTON, N. and WHITE, P., The Ubiquitous Mythical Normal Distribution, *University of the West of England, Lecture Notes*, July 2011.
- [55] TSILIGRIDES, T. Heuristic methods applied to orienteering, *Journal of the Operational Research Society*, Vol 35:797-809, 1984.
- [56] VANSTEENWEGEN, P., SOUFFRIAU, W. and OUDHEUSDEN, D.V., The orienteering problem: A survey, *European Journal of Operational Research*, Vol 209:1-10, 2011.