



**BELİRSİZLİK ALTINDA HİYERARŞİK ÇİNLİ
POSTACI PROBLEMİ VE ÇÖZÜM
YAKLAŞIMLARI**

Özlem ÇOMAKLI SÖKMEN

Danışman: Doç. Dr. Mustafa YILMAZ
Doktora Tezi
Endüstri Mühendisliği Ana Bilim Dalı
2021

(Her hakkı saklıdır.)

T.C.
ATATÜRK ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ
ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ ANA BİLİM DALI

**BELİRSİZLİK ALTINDA HİYERARŞİK ÇİNLİ POSTACI PROBLEMİ VE ÇÖZÜM
YAKLAŞIMLARI**

(Hierarchical Chinese Postman Problem under Uncertainty and Solution Approaches)

DOKTORA TEZİ

Özlem ÇOMAKLI SÖKMEN

Danışman: Doç. Dr. Mustafa YILMAZ

Erzurum
Mayıs, 2021

KABUL VE ONAY TUTANAĞI

Özlem ÇOMAKLI SÖKMEN tarafından hazırlanan “Belirsizlik Altında Hiyerarşik Çinli Postacı Problemi ve Çözüm Yaklaşımları” başlıklı çalışması 24/05/2021 tarihinde yapılan tez savunma sınavı sonucunda başarılı bulunarak jürimiz tarafından Endüstri Mühendisliği Ana Bilim Dalı, Endüstri Mühendisliği Bilim Dalında doktora tezi olarak kabul edilmiştir.

Jüri Başkanı:	Prof. Dr. Mehmet AKTAN <i>Necmettin Erbakan Üniversitesi</i>	Aslı ıslak imzalıdır
Danışman:	Doç. Dr. Mustafa YILMAZ <i>Atatürk Üniversitesi</i>	Aslı ıslak imzalıdır
Jüri Üyesi:	Doç. Dr. Osman Ünsal BAYRAK <i>Atatürk Üniversitesi</i>	Aslı ıslak imzalıdır
Jüri Üyesi:	Dr. Öğr. Üyesi Erdem AKSAKAL <i>Atatürk Üniversitesi</i>	Aslı ıslak imzalıdır
Jüri Üyesi:	Dr. Öğr. Üyesi Kemal ALAYKIRAN <i>Necmettin Erbakan Üniversitesi</i>	Aslı ıslak imzalıdır

Enstitü Yönetim Kurulunun
....../....../..... tarih ve sayılı
kararı.

Bu tezin Atatürk Üniversitesi Lisansüstü Eğitim ve Öğretim Yönetmeliği'nin ilgili maddelerinde belirtilen şartları yerine getirdiğini onaylarım.

Prof. Dr. Saltuk Buğrahan CEYHUN

Enstitü Müdürü

Not: Bu tezde kullanılan özgün ve başka kaynaklardan yapılan bildiriş, çizelge, şekil ve fotoğrafların kaynak olarak kullanımı, 5846 sayılı Fikir ve Sanat Eserleri Kanunundaki hükümlere tabidir.

ETİK BİLDİRİM VE İNTİHAL BEYAN FORMU

Doktora Tezi olarak Doç. Dr. Mustafa YILMAZ danışmanlığında sunulan “Belirsizlik Altında Hiyerarşik Çinli Postacı Problemi ve Çözüm Yaklaşımları” başlıklı çalışmanın tarafımızdan bilimsel etik ilkelere uyularak yazıldığını, yararlanılan eserlerin kaynakçada gösterildiğini, Fen Bilimleri Enstitüsü tarafından belirlenmiş olan Turnitin Programı benzerlik oranlarının aşılmadığını ve aşağıdaki oranlarda olduğunu beyan ederiz.

Tez Bölümleri	Tezin Benzerlik Oranı (%)	Maksimum Oran (%)
Giriş	3	30
Kuramsal Temeller	2	30
Materyal ve Yöntem	9	35
Araştırma Bulguları	1	20
Sonuç ve Öneriler	0	20
Tezin Geneli	5	25

Not: Yedi kelimeye kadar benzerlikler ile Başlık, Kaynakça, İçindekiler, Teşekkür, Dizin ve Ekler kısımları tarama dışı bırakılabilir. Yukarıdaki azami benzerlik oranları yanında tek bir kaynaktan olan benzerlik oranlarının %5'den büyük olmaması gerekir.

Beyan edilen bilgilerin doğru olduğunu, aksi halde doğacak hukuki sorumlulukları kabul ve beyan ederiz.

Tez Yazarı (Öğrenci)	Tez Danışmanı
Özlem ÇOMAKLI SÖKMEN	Doç. Dr. Mustafa YILMAZ
28.5.2021	28.5.2021
Aslı ıslak imzalıdır	Aslı ıslak imzalıdır

* Tez ile ilgili YÖKTEZ’de yayınlamasına ilişkin bir engelleme var ise aşağıdaki alanı doldurunuz.

☐ Tezle ilgili patent başvurusu yapılması / patent alma sürecinin devam etmesi sebebiyle Enstitü Yönetim Kurulunun/....../.... tarih ve sayılı kararı ile teze erişim 2 (iki) yıl süreyle engellenmiştir.

☐ Enstitü Yönetim Kurulunun/....../.... tarih ve sayılı kararı ile teze erişim 6 (altı) ay süreyle engellenmiştir.

TEŞEKKÜR

Çalışmalarımın her aşamasında bilgi ve deneyimleriyle bana yol gösteren, yardımlarını benden hiçbir zaman esirgemeyen değerli hocam, tez danışmanım Sayın Doç. Dr. Mustafa YILMAZ'a,

Değerli zamanlarını ayırarak ara rapor sunumlarımı sabırla dinleyen ve kıymetli fikirlerini esirgemeyerek katkı sağlayan tez izleme komitesindeki hocalarım Sayın Doç. Dr. Osman Ünsal BAYRAK'a ve Sayın Dr. Öğr. Üyesi Erdem AKSAKAL'a,

Hayatım boyunca desteklerini benden esirgemeyen, bugünlere gelmemde büyük emekleri olan değerli anneme, babama ve kardeşlerime,

Sevgi ve güvenleriyle her zaman yanımda olan sevgili eşime ve canım oğlum Yağız Aras'a sonsuz teşekkürlerimi sunarım.

Özlem ÇOMAKLI SÖKMEN

ÖZET

DOKTORA TEZİ

BELİRSİZLİK ALTINDA HİYERARŞİK ÇİNLİ POSTACI PROBLEMİ VE ÇÖZÜM YAKLAŞIMLARI

Özlem ÇOMAKLI SÖKMEN

Danışman: Doç. Dr. Mustafa YILMAZ

Amaç: Gerçek hayatta merkezler arasındaki ulaşım süresi öngörülemeyen hava şartları, trafik yoğunluğu gibi unsurlardan ötürü değişkenlik gösterebilmektedir. Bu nedenle çalışmada, seyahat süreleri belirsiz değişkenler olarak ele alınmış, Bulanık Seyahat Zamanlı Hiyerarşik Çinli Postacı Problemi (BSZ-HÇPP) ve Stokastik Seyahat Zamanlı Hiyerarşik Çinli Postacı Problemi (SSZ-HÇPP) olarak isimlendirilen yeni problem türleri tanıtılmıştır. Çöp toplama, sokak temizleme gibi uygulama alanı yaygın olan bu problemler için matematiksel modeller önerilmiş, büyük boyutlu problemlerin çözümüne yönelik yeni yaklaşımlar sunulmuştur. Bu çalışmada geliştirilen problem türlerinin ve çözüm yaklaşımlarının gerçek hayat problemlerine uygulanabilirliğinin artırılması, önerilen algoritmaların performanslarının karşılaştırılması amaçlanmaktadır.

Yöntem: Bu çalışmada HÇPP bulanık mantık ve şans kısıtlı stokastik programlama yaklaşımı ile ele alınmıştır. Problemin NP-zor yapısından dolayı önerilen modeller yalnızca küçük boyutlu problemlere çözüm bulabilmiştir. Büyük boyutlu test problemlerine makul sürede çözüm bulabilmek amacıyla Matlab-2019b programlama dili kullanılarak biri açgözlü arama, diğeri karınca kolonisi algoritması tabanlı iki çözüm yaklaşımı önerilmiştir.

Bulgular: Elde edilen verilere göre önerilen algoritmalar çeşitli boyuttaki problemlerde kısa sürede uygun çözümler sunmaktadır. Çalışma kapsamındaki tüm örneklerde önerilen meta-sezgisel, sezgiselden ortalama amaç fonksiyonu değeri açısından daha iyi sonuçlar bulsa da önerilen sezgisel algoritmanın kullandığı ortalama bilgisayar çözüm zamanı meta-sezgiselden daha kısadır. Dolayısıyla yöntemlerin ikisinin de bu test problemleri üzerinde başarılı olduğu söylenebilir.

Sonuç: Bu çalışmada literatürde görülen eksiklikler dikkate alınarak amaç fonksiyonunda düğümler arasındaki mesafe değerleri yerine bulanık ve stokastik seyahat sürelerinin kullanılmasıyla rota ve maliyetin büyük ölçüde değişebildiği gözlemlenmiştir. Ayrıca önerilen algoritmaların etkinlikleri karşılaştırılmıştır. Meta-sezgiseller çözüm bölgesinde derin bir araştırma yaparken; sezgiseller yalnızca yerel olarak arama yaptığı için bu sonuçlara varıldığı söylenebilir.

Anahtar Kelimeler: ayrıt rotalama problemi, hiyerarşik Çinli postacı problemi, şans kısıtlı stokastik programlama, bulanık ayrıt rotalama problemi, stokastik ayrıt rotalama problemi, meta-sezgisel algoritmalar

Mayıs 2021, 114 sayfa

ABSTRACT

DOCTORAL DISSERTATION

HIERARCHICAL CHINESE POSTMAN PROBLEM UNDER UNCERTAINTY AND SOLUTION APPROACHES

Özlem ÇOMAKLI SÖKMEN

Supervisor: Doç. Dr. Mustafa YILMAZ

Purpose: In real life, the transportation period between the centers can change due to unpredictable weather conditions and rush hours on traffic. Therefore, in the study, travel times were accepted as uncertain variables, and new types of problems, namely, Fuzzy Travel Times Hierarchical Chinese Postman Problem (FTT-HCPP) and Stochastic Travel Time Hierarchical Chinese Postman Problem (STT-HCPP) were introduced. Mathematical models for problems with a wide range of applications, such as garbage collection and street sweeping, have been proposed, as well as new methods for solving large-scale problems. This study aims to increase the applicability degree of these problem types and their solutions to real-world problems, as well as compare the performance of the proposed algorithms.

Method: In this study, HCPP fuzzy logic and the chance-constrained stochastic programming approach have been administered. Due to the NP-hard nature of the problem, the proposed models could only find solutions to the small-size problems. Two solution methods, one is based on the greedy algorithm and the other on ant colony optimization, were proposed using the Matlab-2019b programming language to find solutions to large-scale test problems in a reasonable amount of time.

Findings: The algorithms proposed based on obtained data provide appropriate solutions to the problems of various scales in a brief time. Although the proposed meta-heuristic found better results than the heuristic in all the examples included in the study when looking at the mean objective function value, the mean computer solution time used by the proposed heuristic algorithm is shorter than the meta-heuristic. Therefore, one can say that both methods are successful on these test problems.

Results: Given the shortcomings of the literature, the study's results indicate that by using fuzzy and stochastic travel times rather than distance values between nodes in the objective function, the route and cost can change significantly. Besides, the efficiencies of the proposed algorithms were compared. It is possible to state that while meta-heuristics perform deep research in the solution area, heuristics reached these results because they only perform a local search.

Keywords: arc routing problem, hierarchical Chinese postman problem, chance-constrained stochastic programming, fuzzy arc routing problem, stochastic arc routing problem, meta-heuristic algorithms

May 2021, 114 pages

İÇİNDEKİLER

KABUL VE ONAY TUTANAĞI.....	i
ETİK BİLDİRİM VE İNTİHAL BEYAN FORMU	ii
TEŞEKKÜR	iii
ÖZET	iv
ABSTRACT	v
İÇİNDEKİLER.....	vi
TABLolar DİZİNİ.....	viii
ŞEKİLLER DİZİNİ	ix
KISALTMALAR VE SİMGELER DİZİNİ.....	x
GİRİŞ.....	1
KURAMSAL TEMELLER.....	5
Çinli Postacı Problemi	5
Hiyerarşik Çinli Postacı Problemi.....	15
Bulanık Mantık Yaklaşımı ile Ele Alınan ARP ve GSP	18
Stokastik Seyahat Zamanlı ARP ve Stokastik Seyahat Zamanlı GSP	20
MATERYAL VE YÖNTEM	29
Rotalama Problemleri, Bazı Gösterim ve Tanımlamaları	29
Düğüm rotalama problemleri	30
Ayrıt rotalama problemleri.....	31
Bulanık Mantık Kavramı.....	38
Bulanık sayılar	39
Durulaştırma metotları	39
Stokastik Programlama ve Stokastik ARP.....	41
Şans kısıtlı stokastik programlama	44
Katsayıları normal dağılıma sahip rasgele değişkenler olan şans kısıtlı modeller	45
Rotalama Problemleri İçin Çözüm Yöntemleri.....	50
Kesin metotlar	50
Kesin olmayan metotlar	50
SSZ-HÇPP için önerilen sezgisel yaklaşım	57
SSZ-HÇPP için önerilen meta-sezgisel yaklaşım	60
ARAŞTIRMA BULGULARI ve TARTIŞMA	72

BSZ-HÇPP'nin Küçük Boyutlu Hiyerarşik Şebekede Uygulanması.....	72
SSZ-HÇPP'nin Küçük Boyutlu Hiyerarşik Şebekelerde Uygulanması.....	75
Test Problemlerinin Oluşturulması	79
Küçük Boyutlu HÇPP için Önerilen Metotların Karşılaştırılması.....	79
Orta ve Büyük Boyutlu HÇPP Çözümü ve Sonuçların Değerlendirilmesi.....	82
SONUÇ VE ÖNERİLER	88
KAYNAKLAR.....	91
ÖZGEÇMİŞ.....	101



TABLÖLER DİZİNİ

Tablo 1. ÇPP Çeşitleri	5
Tablo 2. Matematiksel Model Parametre ve Değişkenleri.....	33
Tablo 3. Yager's Ranking Tekniğiyle Durulaştırma	74
Tablo 4. CRM ile Durulaştırma	74
Tablo 5. Kwong-Bai Metodu ile Durulaştırma	74
Tablo 6. BNP ile Durulaştırma	75
Tablo 7. Sıralama Tekniklerinin Karşılaştırılması.....	75
Tablo 8. Hiyerarşik Şebeke Örneği-1'e Ait Katsayıların Beklenen Değer ve Varyansları	77
Tablo 9. Hiyerarşik Şebeke Örneği-2'ye Ait Katsayıların Beklenen Değer ve Varyansları ...	78
Tablo 10. HÇPP Matematiksel Modeli ile Elde Edilen Sonuçlar	80
Tablo 11. HÇPP Matematiksel Model, Sezgisel ve Meta-Sezgisel Yaklaşımlardan Elde Edilen Sonuçlar	81
Tablo 12. 10 ve 20 Döğümlü SSZ-HÇPP için Algoritmalarından Elde Edilen Sonuçlar.....	84
Tablo 13. 30,40 ve 50 Döğümlü SSZ-HÇPP için Algoritmalarından Elde Edilen Sonuçlar.....	85

ŞEKİLLER DİZİNİ

Şekil 1. Anahtar kelime ağ analizi-1	18
Şekil 2. Anahtar kelime ağ analizi-2	22
Şekil 3. En çok atıf yapılan yazarlar (Atıf analizi).....	23
Şekil 4. a) Düzgün on iki yüzlü b) Karşı gelen uygun bir Hamilton turu	31
Şekil 5. Königsberg köprü problemi	32
Şekil 6. Yamuğun ağırlık merkezi.....	40
Şekil 7. Greedy algoritması akış diyagramı	52
Şekil 8. Karıncaların yiyecek arama doğal davranışları.....	55
Şekil 9. Genel karınca algoritması	55
Şekil 10. Geliştirilen sezgisel algoritmanın pseudo kodu	58
Şekil 11. Sezgisel algoritma akış diyagramı	59
Şekil 12. Başlangıç ziyaret matrisi	61
Şekil 13. Güncellenmiş ziyaret matrisi.....	61
Şekil 14. Geliştirilen meta-sezgisel algoritmanın pseudo kodu (Başlangıç durumu)	70
Şekil 15. Geliştirilen meta-sezgisel algoritmanın karınca seçim işlemine ait pseudo kodu.....	71
Şekil 16. 8 düğümlü hiyerarşik şebeke.....	72
Şekil 17. Hiyerarşik şebeke örneği-1	76
Şekil 18. Hiyerarşik şebeke örneği-2	78
Şekil 19. Küçük boyutlu HÇPP için amaç fonksiyonu değerleri	82
Şekil 20. Küçük boyutlu HÇPP için hesaplama süreleri	82
Şekil 21. a) Testprob25'e ait hiyerarşik şebeke örneği b) Testprob.ek20'ye ait hiyerarşik şebeke örneği.....	86
Şekil 22. Önerilen algoritmaların amaç fonksiyon değerleri	86
Şekil 23. Önerilen algoritmalar için hesaplama süreleri	87

KISALTMALAR VE SİMGELER DİZİNİ

Kısaltmalar

ARP	: Araç Rotalama Problemi
BNP	: Best Nonfuzzy Performance Value
BSZ-HÇPP	: Bulanık Seyahat Zamanlı Hiyerarşik Çinli Postacı Problemi
ÇP	: Çinli Postacı
ÇPP	: Çinli Postacı Problemi
EZP-ARP	: Esnek Zaman Pencere Araç Rotalama Problemi
GA	: Genetik Algoritma
GSA	: Greedy Search Algoritması
GSP	: Gezgin Satıcı Problemi
HÇPP	: Hiyerarşik Çinli Postacı Problemi
k-ÇPP	: k Çinli Postacı Problemi
KKA	: Karınca Kolonisi Algoritması
KPP	: Kırsal Postacı Problemi
MF-ÇPP	: Maksimum Faydalı Çinli Postacı Problemi
MM k-ÇPP	: Min-Max k- Çinli Postacı Problemi
RCPT	: Rastgele Çinli Postacı Turu
SARP	: Stokastik Araç Rotalama Problemi
SDHS-ARP	: Stokastik Dolaşım ve Hizmet Süreli Araç Rotalama Problemi
SFM	: Sonuç Feromon Miktarı
SPP	: Stokastik Programlama Problemleri
SSZ-ARP	: Stokastik Seyahat Zamanlı Araç Rotalama Problemi
SSZ-GSP	: Stokastik Seyahat Zamanlı Gezgin Satıcı Problemi
SSZ-HÇPP	: Stokastik Seyahat Zamanlı Hiyerarşik Çinli Postacı Problemi
STARP	: Stokastik Talepli Araç Rotalama Problemi
SZP-ARP	: Sıkı Zaman Pencere Araç Rotalama Problemi
WoS	: Web of Science
ZP-ARP	: Zaman Pencere Araç Rotalama Problemi
ZP-ÇPP	: Zaman Pencere Çinli Postacı Problemi
ZP-GSP	: Zaman Pencere Gezgin Satıcı Problemi
ZP-SARP	: Zaman Pencere Stokastik Araç Rotalama Problemi

Simgeler

α_i	: Olasılık değeri
$\mu_{\tilde{A}}$	: A bulanık kümesinin üyelik fonksiyonu
K_{α_i}	: Standart normal değişkenin değeri
V_i	: i. kovaryans matrisi
$c_j^{(k)}$	: j değişkeninin k'nıncı amaç fonksiyonu katsayısı
$z^{(k)}$	: k'nıncı amaç fonksiyonu
$ E_h $	: h. hiyerarşik sınıfa ait toplam yol sayısı
$\tilde{A}$	: Bulanık küme
B_{ij}	: (i,j) ayrıtının bağlantı matrisi
C_{ij}	: (i,j) ayrıtının mesafe/süre matrisi
$E(a_{ij})$	: (a_{ij}) rassal değişkeninin ortalaması
E	: Yönsüz ayrıtlar kümesi
E_h	: h. hiyerarşik sınıfa ait ayrıtlar kümesi
$G(V,E)$	: V düğümler, E ayrıtlardan oluşan şebeke
h	: Hiyerarşik seviye
i,j	: Düğümler
k	: Zaman dilimi
M	: Büyük pozitif bir sayı
n	: Şebekedeki toplam düğüm sayısı
NP	: Non-polinomial
O_{ij}	: (i,j) ayrıtının öncelik matrisi
t	: Adım sayısı
V	: Düğümler kümesi
$Var(a_{ij})$	: (a_{ij}) rassal değişkeninin varyansı
$\delta(i)$	: i düğümünden çıkan bütün yollar kümesi
$\delta_h(i)$	: i düğümünden çıkan E_h kümesine ait yollar kümesi
$\Phi(z)$	: Standart normal dağılıma sahip z'nin dağılım fonksiyonu
$E(c_j^{(k)})$	: $c_j^{(k)}$, nın ortalama değeri
$E(z^{(k)})$	: $z^{(k)}$, nın ortalaması
x_j	: Karar değişkenleri

GİRİŞ

Günümüz dünyasının küreselleşmeyle birlikte artan rekabet ortamında; hem ticaret ve lojistik faaliyetlerinde hem de toplu ve bireysel taşımacılıkta önemli bir yeri olan ulaştırma sektörüne verilen önem giderek artmaktadır. Bu rekabet ortamında sunulan hizmetlerin zamanında ve minimum maliyetle sağlanması, ulaştırma sürecinin yönetilmesi ve geliştirilmesi firmalar/şirketler için bir gereklilik haline gelmiştir.

Birçok sektörle etkileşim halinde olan ulaştırma sektöründe, zaman ve maliyetleri en aza indirmek için ulaştırma araçlarının rotalanması büyük önem taşımaktadır. Bu bağlamda rotalama problemleri, süreçleri optimize etmek ve iyileştirmek için sıklıkla başvuru yöntemlerinden olmuştur. Gerek kamu gerekse özel sektörde rotalama işlemleri için yapılan büyük miktardaki harcamalar ve planlamaların etkin yapılmaması veya hatalı yatırımlardan kaynaklı israflar göz önünde bulundurulduğunda rotalama problemlerine verilen önem daha da artmaktadır (Emel vd 2004).

Rotalama problemleri düğüm rotalama ve ayırıt rotalama olmak üzere iki ana kategoriye ayrılmaktadır. Düğüm rotalama problemlerinde bir çizgenin düğümleri; ayırıt rotalama problemlerinde ise ayırıtları ele alınmaktadır. Düğüm rotalama problemleri; müşteri düğümlerine hizmet vermek üzere görevlendirilen araçların optimum rotalarının bulunmasını amaçlamaktadır. Düğüm rotalama problemlerinin en yaygın uygulama çalışmaları Gezgin Satıcı Problemi (GSP) ve Araç Rotalama Problemidir (ARP). Ayırıt rotalama problemleri ise; bir şebeke üzerinde bulunan tüm ayırıtlara en az bir kez uğrayarak başlangıç noktasına dönen en kısa tur veya turları oluşturmayı amaçlamaktadır. Bu şebekede tüm ayırıtlar/kenarlar ziyaret edilerek en kısa tur veya turların bulunması gerekiyorsa problem Çinli Postacı Problemi (ÇPP); sadece belirli ayırıtlar/kenarlar ziyaret edilerek en kısa tur veya turların bulunması gerekiyorsa problem Kırsal Postacı Problemi (KPP) olarak adlandırılır (Corberan *et al.* 2002).

Hem ÇPP hem de KPP'nin farklı amaçları ve varsayımları olan çeşitleri bulunmaktadır. Bu çalışmada ayırıtlar arasındaki öncelik ilişkilerinin dikkate alındığı Hiyerarşik ÇPP (HÇPP) ele alınmıştır. Çöplerin toplanması, sokakların temizlenmesi, kışın yapılan kar küreme işlemleri, yolların bakım ve onarım çalışmaları gibi yollar arasındaki öncelik ilişkilerinin dikkate alınarak yapıldığı uygulamalar HÇPP'nin gerçek hayattaki en yaygın örnekleridir. Bu problem türü; verilen bir şebekedeki yolların (ayırıtların) öncelik

ilişkilerinin dikkate alınarak şebekede bulunan her ayrıttan en az bir kere geçmek koşuluyla optimum tur/turları bulmayı amaçlamaktadır.

Literatürde HÇPP ile ilgili yapılan çalışmalar incelendiğinde bu çalışmaların çoğunda düğümler arasındaki seyahat sürelerinin dikkate alınmadığı, düğümler arasındaki mesafelerin göz önünde bulundurulduğu görülmektedir. Fakat rekabet ortamının zirve yaptığı günümüz dünyasında kamu ve özel sektördeki işletmeler için zaman israfının olmaması ve buna bağlı olarak hizmet kalitesinin düşmemesi ve planlamaların doğru yapılabilmesi adına düğümler arasındaki ulaşım sürelerinin bilinmesi önem teşkil etmektedir. Mesafe, zaman gibi parametreler dikkate alınarak oluşturulacak optimum rota planlarının organizasyonlar ve müşteri memnuniyeti açısından önemli olduğu yadsınamaz bir gerçektir. Ancak belirsiz hava koşulları, çevre şartları veya trafik durumunun etkisiyle seyahat sürelerinin ve hızın kesin değerlerle ifade edilmesi her zaman mümkün olamamaktadır. Aynı gün içerisinde bile seyahat sürelerinin uzaklığa bağlı olmakla beraber; kaza veya yapım-onarım çalışmaları gibi ulaşımı engelleyecek farklı nedenlerden ötürü belirsiz olduğu söylenebilir. Çeşitli sebeplerden kaynaklanan bu belirsizlikleri matematiksel modellerle ifade etmek için bulanık mantık ve stokastik programlama kullanılmaktadır.

Bulanık mantık kavramı ilk olarak 1965 yılında Lotfi Zadeh tarafından bilim dünyasına sunulmuştur. Bulanık mantık herhangi bir durumun kesin olarak bilinmediği, belirsizliğin söz konusu olduğu durum ve olaylarda karşımıza çıkmaktadır.

İlk olarak Kao (1978) tarafından ele alınan ve trafik durumunun belirsiz ortamını ifade eden problem türü ise literatürde Stokastik Seyahat Zamanlı ARP (SSZ-ARP) olarak geçmektedir.

Deterministik ARP'nin bir ya da birkaç parametresi rasgele olduğu zaman Stokastik Araç Rotalama Problemi (SARP) ortaya çıkmaktadır. SARP içerdiği belirsizlikten dolayı gerçek hayat problemlerine daha yakındır. Bu problem türündeki rasgele elemanlar; müşteriler, talepler, seyahat zamanları veya servis zamanları olabilir.

Bu çalışmada ise iki yeni problem türü olan Bulanık Seyahat Zamanlı HÇPP (BSZ-HÇPP) ve Stokastik Seyahat Zamanlı HÇPP (SSZ-HÇPP) ele alınmıştır. BSZ-HÇPP'de amaç fonksiyonu katsayılarında üçgensel bulanık sayılar kullanılmıştır. Bulanık sayıları durulaştırmak için Robust's Ranking Metodu, Centroid Ranking Metodu (CRM), Kwong-Bai Metodu ve Best Nonfuzzy Performance Value (BNP) olmak üzere 4 farklı sıralama metodu kullanılmış ve elde edilen sonuçlar karşılaştırılmıştır. SSZ-HÇPP'de ise rassallığı oluşturan seyahat sürelerinin normal dağıldığı kabul edilmiştir. Bildiğimiz kadarıyla daha önce BSZ-HÇPP ve SSZ-HÇPP ile ilgili bir çalışma yapılmamıştır.

Rotalama problemlerinin çözümü için literatürde birçok yöntem geliştirilmiştir. Bu yöntemler kesin, sezgisel ve meta-sezgisel yöntemler olarak üç grup altında toplanabilir. Rotalama problemlerinde problem boyutu arttıkça hesaplama süreci zor olan fakat iyi netice veren kesin çözüm yöntemlerinin uygulanması güçleşmektedir. Bu sebeple GSP, ARP gibi kombinatoriyal en iyileme problemlerinin genellikle kesin yöntemlerle polinom zamanda çözümü mümkün olmamakta ve söz konusu NP-zor problemlerin çözümünde sezgisel ve/veya meta-sezgisel yöntemlere başvurulmaktadır. Meta-sezgisel yöntemler kesin yöntemlerle çözülemeyecek olan karmaşık eniyileme problemleri için geliştirilmiş, kesin çözümü garanti etmeyen, fakat kısa sürede optimale yakın uygun çözümler üreten yöntemlerdir.

Literatür incelendiğinde kombinatoriyal eniyileme problemlerinden biri olan HÇPP ile ilgili çalışmalarda genellikle kesin algoritmaların ve sezgisel yöntemlerin kullanıldığı görülmektedir. Bu tez çalışmasında, SSZ-HÇPP'nin çözümü için sezgisel yöntemlerden biri olan Greedy Search (açgözlü) Algoritması (GSA) tabanlı ve meta-sezgisel yöntemlerden biri Karınca Kolonisi Algoritması (KKA) tabanlı iki algoritma önerilmiştir. GSA en hızlı sonuç veren ve en çok kullanılan sezgisel algoritmalarından biridir. İlk kez Dorigo *et al.* (1996) tarafından Karınca Sistemi olarak önerilen KKA ise; karıncaların doğal yemek arama davranışlarından esinlenerek ortaya çıkmıştır. KKA, son yıllarda rotalama gibi birçok optimizasyon probleminin çözümünde sıklıkla kullanılan bir tekniktir. Bu çalışmada geliştirilen yeni meta-sezgisel yaklaşım ise KKA'dan yola çıkılmış olmasına rağmen KKA'dan tamamen farklı bir boyuttadır. Çalışmada önerilen yöntemlerin her ikisi de daha önce HÇPP'nin çözümü için kullanılmamıştır. Bu tez çalışmasında ele alınan BSZ-HÇPP, SSZ-HÇPP ve HÇPP'ye çözüm yöntemi olarak kullanılan algoritmaların literatürde ilk olması hedeflenmektedir.

Çalışmanın devamı şu şekilde organize edilmiştir:

Kuramsal temeller bölümünde; araştırmanın dayandığı kuramsal çerçeveye dayalı olarak sırasıyla literatürdeki ÇPP, HÇPP, bulanık mantık yaklaşımı ile ele alınan ARP ve GSP, SSZ-ARP ve stokastik seyahat zamanlı GSP (SSZ-GSP) üzerine yapılan çalışmalar özetlenmiş ve bu çalışmalarda kullanılan çözüm yöntemleri incelenmiştir. Yine aynı bölümde bulanık rotalama problemleri ve stokastik rotalama problemleri ile ilgili bibliyometrik analiz yapılmıştır.

Materyal ve metot bölümünde; ilk olarak rotalama problemlerinin çeşitleri olan düğüm rotalama ve ayırıt rotalama ile ilgili genel bilgilere değinildikten sonra, ÇPP'nin ve onun bir türü olan HÇPP ile ilgili temel kavramlar verilmiş ve bu problemlerin tanımı, matematiksel modeli, amacı, çeşitleri açıklanmıştır. Yine bu bölümde bulanık mantık ile ilgili kavramlara

ve çalışma kapsamında kullanılan durulaştırma yöntemlerine değinilmiş sonrasında SARP çeşitleriyle ele alınarak SARP modellenmesinde sıklıkla kullanılan “Şans Kısıtlı Stokastik Programlama” ve “Yardımcı Eylemli Stokastik Programlama” hakkında bilgi verilmiştir. Son olarak ise rotalama problemlerinde kullanılan çözüm yöntemlerinden bahsedilmiş, GSA ve KKA ele alınmış ve bu çalışmada önerilen sezgisel ve meta- sezgisel yöntemler detaylı bir şekilde açıklanmıştır.

Daha sonra araştırma bulguları ve tartışmalar ele alınmıştır. Burada ilk olarak; HÇPP’ye küçük boyutlu test problemleri üzerinde biri sezgisel diğeri meta-sezgisel olmak üzere iki farklı yöntem ile çözüm aranmıştır. Daha sonra literatürde yer alan küçük boyutlu HÇPP’ler, bulanık mantık ve şans kısıtlı stokastik programlama yaklaşımı ile çözülmüştür. BSZ-HÇPP’de seyahat süreleri üçgensel bulanık sayılarla ifade edilirken, SSZ-HÇPP’de rassallığı oluşturan seyahat sürelerinin normal dağılıma sahip rasgele değişken olması durumu incelenmiştir. Yine aynı bölümde, önerilen sezgisel ve meta-sezgisel yaklaşım ile SSZ-HÇPP için küçük, orta ve büyük boyutlu test problemlerine çözüm aranmıştır. Son olarak, önerilen algoritmalar kullanılarak elde edilen sonuçlar karşılaştırılmıştır.

Son bölümde ise; yapılan çalışma özetlenerek, sonuçlarla ilgili değerlendirmelere yer verilmiştir. Ayrıca bu bölümde gelecekte yapılabilecek çalışmalara ilişkin önerilerde bulunulmuştur.

KURAMSAL TEMELLER

Bu bölümde araştırmanın dayandığı kuramsal çerçeveye dayalı olarak sırasıyla ÇPP, HÇPP, bulanık mantık yaklaşımı ile ele alınan ARP ve GSP ile SSZ-ARP ve SSZ-GSP üzerine yapılan çalışmalara alt başlıklar halinde yer verilmiştir.

Çinli Postacı Problemi

İlk olarak 1962 yılında Çinli bir matematikçi olan Mei-Ko Kwan tarafından ele alınan ÇPP, bir postacının postaneden aldığı mektupları mümkün olan en kısa yoldan şehirdeki tüm sokaklara uğrayarak dağıtmak istemesiyle ortaya çıkmıştır (Ahuja *et al.* 1993). Bu problem türüne zamanla farklı kısıtlar eklenerek yeni ÇPP türleri ortaya çıkmıştır. Bunlar Tablo 1’deki gibi sıralanabilir (Ahr and Reinelt 2002):

Tablo 1. ÇPP Çeşitleri

Yönsüz ÇPP
Yönlü ÇPP
Karma ÇPP
k-ÇPP
Min-Max k-ÇPP
Hiyerarşik ÇPP
Kapasite Kısıtlı ÇPP
Hızlı ÇPP

Bu başlık altında ÇPP’nin HÇPP hariç diğer türlerine ait literatür özetleri sunulmuştur. HÇPP ile ilgili çalışmalar ise izleyen kesimde verilmiştir.

Edmonds and Johnson (1973) yönsüz ÇPP için optimum çözüm bulan bir minimum ağırlıklı eşleştirme algoritması geliştirmişlerdir. Çalışmalarında ÇPP için alt sınır değerinin Euler tur olduğunu belirtmişlerdir.

Papadimitriou (1976), karma graflar için minimum maliyetli optimal bir çözüm bulma probleminin NP-zor olduğunu belirtmişlerdir. Aynı problemin daha basit bir versiyonu, maksimum akış problemine eşdeğer bir algoritma ile gösterilmiştir.

Win (1989) çalışmasında hızlı ÇPP'yi incelemiştir. Çalışmasında hızlı ÇPP'nin Euler grafları için polinom zamanda çözülebileceğini göstermiştir. Ayrıca genel graflardaki problemlerin çözümüne yönelik bir algoritma önermiştir.

Grötschel and Win (1992) çalışmalarında NP-hard problem sınıfında olan hızlı postacı problemi için bir kesme düzlemi algoritması önermişlerdir. Önerilen bu algoritma ayrıca karma, yönlü ve yönsüz postacı problemlerine de uygulanabilir. 264 düğüme kadar olan çeşitli test problemleri ile önerilen algoritmanın performansı araştırılmıştır. Problemlerin çoğunda makul hesaplama sürelerinde optimal çözümler elde edilmiştir.

Malandraki and Daskin (1992) ilk kez GSP ve ÇPP için zaman bağımlı ulaşım sürelerini ele almışlardır. Düğümler arası seyahat süreleri, düğümler arasındaki mesafe ve günün farklı zaman dilimleri dikkate alınarak belirlenmiştir. Problemin çözümüne yönelik dal sınır algoritması önerilmiş ve küçük boyutlu problemlerin bu kesin algoritmayla çözülebileceğini belirtmişlerdir.

Eglese (1994) çalışmasında kış aylarında cadde ve yolların buzlarını çözmek için yapılan yol tuzlama çalışmasını ele almıştır. Bu problem, tuzlama aracının kapasitesi dikkate alındığında her yoldan geçmesi gereken bir postacı problemiyle eşdeğer olarak kabul edilmektedir. Bu kapasite kısıtlı problemde araçlar boş olduğu süre zarfında yol temizleme işlemini yapamadığı için; araçların boş sefer sayılarını minimum yapan optimum rotanın belirlenmesi amaçlanmaktadır.

Eiselt *et al.* (1995) yaptıkları çalışmada yönsüz ÇPP için G grafının bütün düğümlerinin tek dereceli olacak şekilde bir G' grafına dönüşmesini amaçlayan eşleştirme problemi olarak çözülebilen formülasyon önermişlerdir.

Chen (1998) bir dizi kuralla modellenen bir protokol uygulamasının veri bölümü spesifikasyonuna uygunluğunu test etmek için kullanılan Kwast yönteminin, daha kısa bir test sırası oluşturmak için geliştirildiğinden bahsetmiştir. Protokol bir "Davranış Makinesi"ne dönüştürülmekte ve Kwast, her kuralı en az bir kez doğrulayan yürütülebilir bir test dizisi elde etmek amacıyla makineyi aramak için geniş kapsamlı bir ilk arama algoritması kullanmaktadır. Geliştirilmiş yöntemde, her kuralın doğrulanması için test parçaları oluşturulmakta, bu test bölümlerini seçmek ve bağlamak amacıyla minimum uzunlukta yürütülebilir test sırası oluşturmak üzere bir Çinli postacı (ÇP) algoritması seçilmesi önerilmektedir. Basit oturum protokolünün denenmesi sonucu % 60'lık bir iyileşme olduğu görülmüştür.

Pearn and Chou (1999) yaptıkları çalışmada karma ÇPP'nin çözümüne yönelik dört farklı sezgisel algoritma önermişlerdir. Önerilen sezgisel yöntemler FORTRAN programlama dili ile kodlanmıştır. Sonuç olarak çalışmada sunulan metotların mevcut çözümlerden daha iyi sonuç verdiği gösterilmiştir.

Corberan *et al.* (2002) çalışmalarında karma ÇPP'yi ele alarak problemin çözümüne yönelik sezgisel algoritma önermişlerdir. Önerilen sezgisel, rastgele üretilen 225 örnek üzerinde test edilmiş ve literatürdeki diğer yöntemlerle karşılaştırılmıştır.

Belenguer and Benavent (2003) çalışmalarında kapasite kısıtlı ayırıt rotalama problemini ele almışlardır. Problemin çözümünde kesme düzlemi algoritması kullanmışlardır. Ayrıca çalışma üç farklı algoritma üzerinde test edilerek sonuçlar karşılaştırılmıştır.

Pearn ve Wang (2003) çalışmalarında yönsüz grafta maksimum faydalı ÇPP'yi (MF-ÇPP) ele almışlardır. Problemin NP-zor sınıf türünde olduğunu göstermişlerdir. Çözüm yöntemi olarak minimum yayılan ağaç algoritması ve minimum maliyet eşleştirmeye dayanan bir sezgisel önemişlerdir.

Ahr (2004), çalışmasında ele aldığı problem için alt tur eleme kısıtlarını da içeren matematiksel model sunmuştur. Bu çalışmada Min-Max k-ÇPP'nin (MM k-ÇPP) çözümü için kapasite kısıtlı ayırıt rotalama problemine dal-kesme algoritması entegre edilmiştir. Çalışmada 1 saatlik sürede % 1'lik GAP değeri ile kesme algoritması kullanılmış ve dallanma stratejilerinin dalın performansı ve kesme algoritması üzerindeki etkisi karşılaştırılmıştır.

Emel vd (2004) yaptıkları çalışmada Bursa ilinin bir bölgesinde polis devriye araçlarının rotalanmasını amaçlayan yönsüz ÇPP'yi ele almışlardır. Problemin çözümü için en kısa mesafeli eşleştirme metodunu kullanmışlardır.

Ahr and Reinelt (2006); çalışmalarında MM k-ÇPP için bilinen tüm sezgisel yöntemlerden daha iyi performans gösteren bir tabu arama algoritması sunmaktadır. Genellikle büyük yol şebekelerine bakım yapılması gerektiği için, iş yükü $k \geq 2$ araç arasında dağıtılmalıdır. MM k-ÇPP için, k aracın yol aldığı toplam mesafeyi en aza indirmek için yapılan genel hedefin tersine, hedefin en uzun süresinin en aza indirilmesi hedeflenmektedir. ÇPP ve k-ÇPP polinom olarak çözülebilir olmasına rağmen, MM k-ÇPP NP-zordur. Yönsüz kenar ağırlıklı bir graf ve bir depo düğümü göz önüne alındığında, MM k-ÇPP, her kenarın en az bir kez geçildiği ve en uzun tur uzunluğunun minimize edildiği $k > 1$ turlarını (depo düğümünde başlayıp biten) bulma işleminden oluşmaktadır. Kapsamlı hesaplama sonuçları, tabu arama algoritmasının bilinen tüm sezgisel yöntemlerden ve geliştirme prosedürlerinden daha iyi performans sergilediğini göstermektedir.

Aminu and Eglese (2006) çalışmalarında Zaman Pencereleli ÇPP'yi (ZP-ÇPP) çözmek için bilinen tüm yaklaşımların ya problemi eşdeğer bir zaman pencereleli ARP'ye (ZP-ARP) dönüştürüldüğünden ya da sezgisel modeller kullanıldığından bahsetmişlerdir. Çalışmalarında ZP-ÇPP için kesin bir model oluşturulabileceğini göstermişlerdir. ZP-ÇPP bir sınırlama programı olarak modellenmiştir ve sonuçlar, en fazla 69 kenarlı olan test problemleri için rapor edilmiştir. İki farklı formülasyon önerilmiştir. Birinci formülasyon probleme doğrudan yaklaşır ve ikincisi ise eşdeğer bir ZP-ARP'ye dönüştürür. Sonuçlar, zaman pencereleri sıkı olduğunda optimal çözümlerin hızlı bir şekilde elde edilebileceğini göstermektedir. Bununla birlikte sonuçlar; zaman pencereleri daha geniş hale getirildiğinde ve uygulanabilir çözüm sayısı arttıkça kısıtlı programlama formülasyonlarının daha uzun sürede en uygun çözümün bulunduğunu göstermektedir. Sonuçlar ayrıca, graf boyutunun ve yoğunluğunun optimal bir çözüm bulmak için gereken hesaplama süresini nasıl etkilediğini de göstermektedir.

Godinho Filho and Junquera (2006) yaptıkları çalışmada ÇPP'yi çözmek için en uygun yöntemi seçmeye yönelik bir algoritma önermişlerdir. Önerilen algoritma Brezilya kentinde 200.000 nüfusa sahip iki lojistik problem vakasında (çöp toplama hizmeti ve posta dağıtımı) kullanılmıştır. Buna ek olarak yönsüz, yönlü ve karma graflar için ÇPP problemlerinin hesaplama zamanı analizi ile ilgili bir çalışması yapılmıştır. Gerçek problemler (200 düğüm) için, yönsüz, yönlü ve karma graflar için matematiksel çözümlerin hesaplama zamanı arasında anlamlı bir fark bulunmadığı; dolayısıyla, bu problemlerin kesin matematiksel modellerle çözülebilir olduğu gösterilmiştir.

Masuyama *et al.* (2006) ele alınan karma ÇPP'nin çözümü için ortagonal çaprazlama yöntemine dayalı Genetik Algoritma (GA) önermişlerdir. Çalışma bulgularına göre önerilen algoritmanın küçük boyutlu problemlerde optimale yakın sonuçlar verdiği görülmüştür.

Brandao and Eglese (2008) kapasite kısıtlı ayırıt rotalama probleminin çözümüne yönelik tabu arama algoritması önermişlerdir. Çalışma bulgularına göre, sunulan algoritma makul hesaplama zamanı içinde kaliteli sonuçlar vermektedir.

Irnich (2008) çalışmasında yönsüz ÇPP ve KPP'nin bir varyantı için yeni bir model önermiştir. Çalışmada önerilen modelin kesme düzlemi algoritması ile verimli bir şekilde çözüldüğünü göstermiştir.

Fernandes *et al.* (2009) çalışmalarında bir ÇPP ve minimum çevrim örtüsü problemine değinmişlerdir. Minimum çevrim örtüsü problemi; kuvvetli bağlı karma bir M grafi verildiğinde, mümkün olduğunca hafif ağırlıklı M döngüsünü bulma problemi olarak tanımlanmıştır. ÇPP ise; kuvvetli bağlı karma bir M grafi verildiğinde, M'nin tüm kenarlarını ve ayırıklarını kullanarak minimum uzunlukta kapalı bir yürüyüş bulma problemi olarak

tanımlanmıştır. Çalışmada iki teorem kanıtlanarak M grafında ağaç genişliği sınırlı ise CPP'nin ve minimum çevrim örtüsü probleminin polinom zamanda çözülebileceğini göstermişlerdir.

Kirlik (2009) çalışmasında, yeni bir kapasiteli ayırıt rotalama problemi çeşidi olan değişken ayırıt talepli kapasiteli ayırıt rotalama problemini tanıtmıştır. Ele alınan problem için matematiksel model geliştirilmiştir. Büyük boyutlu problemlerin çözümünde ise bölümlendirme algoritması ve GA yararlanmıştır. Test problemlerinde algoritmaların etkinliği gösterilerek sonuçlar değerlendirilmiştir.

Prakash *et al.* (2009) çalışmalarında çok amaçlı CPP'yi ele almışlardır. İlk hedefe yönelik çözüm bulmak için bir sezgisel metot önermişlerdir. Önerilen yöntemi 9 düğüm ve 12 ayırıtı bir graf üzerinde uygulamışlardır.

Santos *et al.* (2010) yaptıkları çalışmada kapasiteli ayırıt rotalama problemini ele almışlardır. Çözüm yaklaşımı olarak bir KKA önermişlerdir. Çalışmada KKA meta-sezgiselinin ilk nüfus, karınca karar kuralı ve yerel arama prosedüründe bazı değişiklikler yapılmıştır. Önerilen algoritma yedi standart test ağı üzerinde test edilmiştir. Çalışma bulguları bu yeni algoritmanın performansının oldukça iyi olduğunu göstermiştir.

Huang and Lin (2012) yaptıkları çalışmada, Tayvan'da bir yol yenileme çalışması için zaman pencereli kapasiteli ayırıt rotalama problemini ele almışlardır. Problem ilk olarak GSP'ye dönüştürülmüş daha sonra probleme KKA uygulanmıştır. Çalışma bulgularına göre, önerilen algoritmanın etkinliği gösterilmiştir.

Willemse and Joubert (2012) çalışmalarında site güvenlik görevlileri için birden fazla devriye güzergâhı oluşturabilen bir tabu arama algoritması sunarak, yeterli devriye yolu tasarım prosedürlerinin eksikliğini gidermeyi amaçlamışlardır. Bu, rota tasarlama probleminin ayırıt rotalama problemi ve özellikle de Min-Max k-postacı problemi olarak modellenemediğini göstermektedir. Sunulan algoritma Güney Afrika'da gerçek bir problem üzerinde test edilmiş ve sonuç olarak eskiye göre belirgin bir iyileşme sağladığı gösterilmiştir.

Botao *et al.* (2013) çalışmalarında yeni bir harita dönüşüm çerçevesi sunmuşlardır. CPP ve çoklu hedef arama arasında köprü olan harita dönüşüm çerçevesi; mobil bir robotla çoklu hedef aramada yol planlamasını gerçekleştirmek için CPP'ye uygun algoritmaları kullanmayı mümkün kılmaktadır. Harita dönüşüm çerçevesi ile bir özellik haritası veya topolojik harita; çoklu hedef aramada yol planlamasını yapmak için CPP'ye uygun birçok graf algoritmasının kullanılabileceği standart bir topolojik haritaya dönüştürülebilmektedir. Hem

simülasyon sonuçları hem de deneyler, harita dönüşüm çerçevesi tabanlı algoritmanın diğer birkaç hedef arama algoritmasına göre daha iyi olduğunu göstermektedir.

Corberan *et al.* (2013) çalışmalarında yönsüz MF-ÇPP için ilk kez bir tamsayı programlama formülasyonu önerilmiş ve geçerli eşitsizlik aileleri tanıtılmıştır. Ayrıca çalışmada MF- ÇPP için bir dal kesme algoritması önerilerek büyük boyutlu örnekler de test edilmiştir.

Dussault *et al.* (2013) çalışmalarında kar küreme işlemlerinde minimum mesafeyi bulan rotayı belirleme amacı taşıyan bir hızlı postacı problemiyle ilgilenmişlerdir. Çalışmalarında bir başlangıç çözümü oluşturan, yerel bir arama ve yeniden başlatma prosedürü kullanarak yinelemeli olarak iyileştirme yapan bir algoritma önermişlerdir. Bu algoritma 200 düğüme kadar büyük boyutlu örneklerde optimum çözümleri üretmiştir.

Kramberger *et al.* (2013) yaptıkları çalışmada ÇPP'yi ele almışlardır. Ayrıca gelişmiş bir matematiksel model ile “Coğrafi Bilgi Sistemi” teknolojisi arasındaki entegrasyonun, ayrıt rotalama problemleri için gelişmiş sezgisel yöntem geliştirme, test etme ve uygulama için güçlü bir araç sağlayarak yararlı olabileceğini göstermişlerdir. Ayrıca çalışmada son zamanlarda Coğrafi Bilgi Sistemi yazılımıyla entegre edilmiş ÇPP için geliştirilen sezgisellerle ilgili bilgi verilmiştir.

El Ouazzani *et al.* (2013) çalışmalarında gerçek zamanlı ağırlıklandırma altında Fleury'nin algoritmasını kullanarak ÇPP problemini çözmek için bir optimizasyon metodu önermişlerdir. Çalışmada gerçek zamanlı trafik durumu ile bir graf oluşturulmuştur ve önerilen optimizasyon farklı boyutlarda yol ağlarında test edilmiştir. Çalışmadan elde edilen verilerin gerçek hayat trafiğini tahmin etmede ve optimum tur maliyetini hesaplamada kullanılacağı belirtilmiştir. Çalışmadan elde edilen bulgulara göre önerilen algoritma ÇPP'yi çözmede etkili bir yöntemdir.

Bostel *et al.* (2014) yaptıkları çalışmada yönlü ve yönsüz graflarda bir ÇP optimal tur uzunluğunu belirlemek için kullanılan formülasyon önermişlerdir. Burada tahmini optimum tur uzunluğu; bir birim kare alanında rasgele dağıtılan düğümlere sahip graflar için düğüm sayısının ve ayrıt sayısının bir fonksiyonudur. Çalışmada 3600 yönlü ve 2700 yönsüz graf için ÇP turunun gerçek optimal uzunluğu kullanılmış ve formül katsayılarını tahmin etmede çoklu doğrusal regresyon analizi yapılmıştır.

Ding *et al.* (2014) çalışmalarında her bir bağlantının kaç kez geçildiğine ilişkin alt sınırları ve üst sınırları belirleyen karma ÇPP'nin genelleme çalışmasını yapmışlardır. Ele alınan problemde karma ÇPP için, depoda başlayıp depoda biten, her bağlantıyı önceden

belirlenmiş sınırlar içinde dolaşan minimum maliyetli bir turun belirlenmesi amaçlanmıştır. Çalışmada yönlü ve yönsüz şebekeler için çözüm algoritmaları da sunulmuştur.

Hochbaum *et al.* (2014) yaptıkları çalışmada karşılıklı oyunlar bağlamında savunma stratejisi üzerindeki coğrafi konumların etkilerini ele alan güvenlik tespit problemini ele almışlardır. Çalışmada ağın kenarlarına nükleer bir tehdit oluşturmayı amaçlayan stratejik bir düşman varlığında, ağ üzerinden güvenlik varlıklarının en iyi devriye stratejisini belirlemek için oyun tabanlı bir model önerilmiştir. Bu modelin çözümünde kırsal ÇPP kullanılmıştır.

Oh *et al.* (2014) yaptıkları çalışmada birden fazla otonom aracın, ÇPP bağlamında harita üzerinde tanımlanan yolların tümünü verimli bir şekilde ziyaret edebildiği bir yol ağı arama algoritması sunmaktadır. Tipik ÇP algoritmalarının sadece zemin araçlarının bağlı olduğu bir yol ağına uygulanabildiğini bu sebeple bağlantısız yollar ve insansız hava taşıtlarının operasyonel ve fiziksel kısıtlamaları dâhil genel bir yol haritası için kullanılmak üzere değiştirildiğinden bahsetmişlerdir. Bu sebeple uçuş süresini en aza indirgeyen optimal bir çözüm bulmak için çok seçenekli çok boyutlu sırt çantası problemi formüle edilmiş daha sonra karma tam sayılı doğrusal programlama ile çözülmüştür. Önerilen algoritmanın özellikleri ve performansı gerçek bir köy haritasında çalışan sayısal simülasyonlar ve farklı parametrelerle rastgele oluşturulan haritalar kullanılarak değerlendirilmiştir. Farklı harita boyutlarının, yol planlama yöntemlerinin ve insansız hava taşıtı sayısının etkilerinin analizi bir Monte Carlo simülasyonu çerçevesi vasıtasıyla araştırılmıştır.

Panyukova (2014) çalışmasında kesme planını temsil eden düzlemsel bir graf için ÇP yolu inşa etme üzerine odaklanmıştır. Bu yolda bir sınırlama söz konusudur (geçilen kenarlar döngüsü geçilmeyen kenarı içermez). Bu tür bir kısıtlama, ek ayrıntı kesimlerinin olmaması anlamına gelmektedir. Bu tür yolların oluşturulması için çalışmada bir algoritma kullanılmıştır. ÇPP'ye benzer bir yaklaşım kullanarak kopyalanacak bir kenar kümesi tanımlanmıştır.

Alpern and Lidbetter (2015) çalışmalarında bimodal ÇPP üzerine odaklanmışlardır. Bu çalışmada arayıcının, verilen bir Q ağ üzerindeki bazı H noktalarında (düğüm olma zorunluluğu yok) gizlenen bir nesneyi bulması oyunu üzerinde durulmuştur. Burada arayıcı belli bir başlangıç noktasından birim hızla ağ üzerinde ilerleyebilir, fakat aslında gizlenen nesneyi bulmak için ayrıtlara bağlı olabilen sabit yavaş bir hızla onu geçmesi gerekir. Bu “ikili arama oyunu”nda küçük veya çok iyi gizlenmiş bir nesnenin (kontakt lens, patlayıcı cihaz, yırtıcı hayvan ağ vb.) aranması modellenmiştir. Bimodal ÇP turunda yavaş modda kenarın her noktasının en az bir kere geçilerek minimum sürede turun tamamlanması amaçlanmıştır.

Akyurt vd (2015) yaptıkları çalışmada kış bakım işlemleri için çoklu depolu k-ÇPP problemini ele almışlardır. Problemin çözümüne yönelik GA önermişlerdir. Çalışmada sunulan algoritma sonuçlarını farklı algoritma sonuçlarıyla karşılaştırıp sonuçları raporlamışlardır.

Gutin *et al.* (2015) çalışmalarında karma ÇPP'ye odaklanmışlardır. Bu çalışmada amaç kenar ağırlıklı bir karma G grafi göz önüne alındığında, her bir kenarı en az bir kez geçen bir minimum ağırlık kapalı yürüme yolu bulmaktır.

Limon (2015), çalışmasında toplam iş yükünü minimize etmek amacıyla k-ÇPP'yi ele almıştır. Çalışmanın temel hedefi toplam iş yükünü düşük tutarken aynı zamanda postacılar arasındaki iş yükünü dengelemektir. Etkin bir alt tur eleme yöntemi geliştirip modele dahil edilmiştir. Ayrıca kesin ve yaklaşık çözümler veren, sırasıyla, üstsel ve polinom zamanda çalışan çözüm yöntemleri geliştirilmiştir.

Ma *et al.* (2015) çalışmalarında postacının yük kapasitesi ve çalışma zamanı kısıtları altında karma ağlarda ÇPP'yi ele almışlardır. Bu çalışmada ayrıt rotalama problemini düğüm rotalama problemine dönüştürmeden çözüm verecek şekilde bir GA tasarlanmış ve öncelik tabanlı kromozom kodlama tekniği geliştirilmiştir.

Platz and Hamers (2015) yaptıkları çalışmada birden çok depoya izin veren k-depo ÇP oyunlarını ele almışlardır. Global ve yerel olarak dengeli k-ÇP, submodüler graf ve digrafların sınıflarını belirlemişlerdir. Ek olarak Granot and Hamers'in (2004) belirttiklerinin aksine global ve yerel olarak k-ÇP dengeli grafların zayıf Euler graflarıyla eşdeğer olmadığını bulmuşlardır. Bu graflardaki karakterizasyonların depo sayılarına ve graflardaki konumlara bağlı olduğunu ileri sürmüşlerdir.

Shafahi and Haghani (2015) çalışmalarında College Park kampüsündeki Maryland Üniversitesi'nde devriye araçlarının rotalanması için maksimum MF-ÇPP problemini ele almışlardır. Bu çalışmada; her döngü esnasında her bir araç için başlangıç ve bitiş düğümlerine bağlı olarak değişen dört farklı durum incelenmiş ve bu farklı durumlara dayanan en uygun rotaları bulmak için kullanılabilecek yeni bir matematiksel model sunulmuştur. Modelin birinci amacı en kısa tur mesafesini bulmak, ikinci amacı ise araçlar arasındaki kat edilen mesafe farkını minimuma düşürmek yani iş yükünü dengelemektir.

Suil and West (2015) 3 düzenli graf (multigraf) üzerinde ÇPP çözümlerinin bazı özelliklerini incelemişlerdir. 3 düzenli graf tüm düğümlerin aynı dereceyi paylaştığı (burada derece 3) graftır. Üstelik tüm düğümlerin aynı tek derece değerine sahip olduğu bir çoklu çizgede ÇPP'nin çözülmesi, tüm düğümlerin tek bir derece değerine sahip olduğu en kısa

yayılım alt grafi bulmaya eşdeğerdir. Burada amaç tüm kenarları geçerek en kısa bir kapalı yürüyüş bulmadır. Çalışmada eşitliklerin bulunduğu bazı durumlar belirlenerek 3 normal graf için ve 3 düzenli çoklu graf için gerekli ek kenarların sayısında bazı sıkı üst sınırların geçerliliği kanıtlanmıştır.

Summerfield *et al.* (2015) çalışmalarında otomobil park biletlerinin yoğun şehir sokaklarında düzenlenmesi konusuna odaklanmışlardır. Bu idari görev bir gelir toplama etkinliği olarak görülmüştür. Çalışmalarında park izni denetleme rotalarını tasarlama görevi, gelir toplama ÇPP olarak modellenmiştir. Çalışmada; tasarlanan denetim güzergâhının beklenen geliri en üst düzeye çıkardığı gösterilmiştir. Gözlemlenen park izinlerinin sürelerine göre memurların denetim rotalarını çevrimiçi olarak ayarlamalarına izin veren karar kuralları incelenmiştir. Basit bir simülasyon çalışmasıyla beklenen gelirlerin problem parametrelerine göre duyarlılığı test edilmiştir. Ayrıca bu simülasyon sonuçları, memurun park izin süreleri dolmuş olan park halindeki araçlar tarafından beklenmesine izin verdiği ve bunun da beklenen geliri %10 ila %69 arasında artırdığını göstermektedir.

Sun *et al.* (2015); Wang and Wen'in (2002) çalışmalarına dayanarak zamana bağlı fonksiyonlardan dolayı doğrusal olmayan karışık tam sayı modelini sunmuşlardır. Seyahat süresinin parçalı doğrusal fonksiyonlarla gösterilebiliyorsa, model bazı ek değişkenlerle doğrusallaştırılabilir olduğunu belirtmişlerdir. Çözümlerin bir kesme düzlemi algoritması vasıtasıyla üretildiği ifade edilmiştir. Üretilen uygulanabilir çözümlerin kalitesini değerlendirmek için sayısal ağların incelenmesinde bir gerçek hayat örneğinin yanı sıra rastgele oluşturulmuş üç örnek, üç gruba bölünmüştür. Bu örneklerde, düğüm sayısı 10 ile 25 arasında değişirken, ayrıt sayısı 20 ile 60 arasında değişmektedir. Kesme düzlemi algoritması ile eklenen geçerli eşitsizliklerin etkisi de analiz edilmiştir.

Jeddisaravi *et al.* (2016) yaptıkları çalışmada belirli bir statik çevrede belirli bir nesnenin bulunması amacıyla robotik keşif için yeni bir strateji önermişlerdir. Kısıtlı zaman sınırlaması olduğundan sonsuz sayıdaki noktadan arama yapmanın zor olduğundan bahsetmişlerdir. Bu sorunları çözmek için, robotun haritanın olası tüm yapılandırmaları yerine bazı sabit noktalarda arama yapmasını sağlayan bir teknik sunmuşlardır. Bu çalışmada robotun hesaplanan arama noktalarında nesneyi aramak için yönlendirilmesi problemi bir ÇPP olarak modellenmiştir. Sonuç olarak bu çözüm yöntemi diğer bilinen yaklaşımlarla karşılaştırılmış ve yöntemin uygulanabilirliği gösterilmiştir.

Dreifus *et al.* (2017) çalışmalarında ek üretim sürecini grafsal olarak gösteren bir yayılım geliştirmişlerdir. Üç boyutlu (3D) baskı sürecinin grafsal bir modelini sunmuşlar ve belirli bir örgü üzerindeki bir ekstrüzyon makinesinin hareketini optimize etmek için ÇPP'nin

çözümünü kullanmışlardır. Sonuç grafini, yönsüz bir ağırlıklı grafin tüm kenarları boyunca minimum ağırlıklı yolu belirleyen ÇPP ile bulmuşlardır. Daha sonra, 3D baskıda ÇPP'nin uygulanmasını gösteren deney sonuçlarını sunmuşlardır.

Gutin *et al.* (2017) renkli kenarlı graflar üzerinde ÇPP'yi ele almışlardır. Bu problem yönlü ve yönsüz graflardaki ÇPP ve hepsi polinom zamanında çözülebilen, kenar renkli graflardaki düzgün renkli Euler izi problemini genelleştirmiştir.

Lidbetter (2017) çalışmasında Gal (1979)'un bir ağ üzerindeki bul-getir oyunu için bir Rastgele Çinli Postacı Turu'nun (RCPT) performansını incelemiştir. Bu oyun sıfır toplamli bir oyun olarak ele alınabilir. İlk oyunda herhangi bir ağ için RCPT'nin yaklaşık oranını hesaplamak amacıyla basit bir formül kullanılmıştır, ikinci oyunda ise; ağaçlar ve Euler için aynı şey yapılmıştır. Ağın düğüm sayısında RCPT'yi hesaplama süresi polinom zamanlı olduğundan, bu çalışmanın genel olarak çözümleri karmaşık görülen oyunlara kolayca uyarlanabilir olduğu sonucuna varılmıştır. Bul ve getir oyununda bir RCPT'nin yaklaşık oranının hesaplanmasında "budama" adı verilen yeni bir teknik kullanılmıştır. Bul ve getir oyunu üzerindeki bu çalışmayı rasgele ağlara genişletmek için, muhtemelen daha yeni tekniklerin geliştirilmesi gerektiği belirtilmiştir.

Yılmaz and Codur (2016) çalışmalarında k-ÇPP modelinin farklı varsayımlar altındaki farklı varyasyonlarını ele almışlardır. Çalışmada k-ÇPP Atatürk Üniversitesi kampüsünde yapılan kar küreme operasyonlarına uygulanmış ve sonuçlar karşılaştırılmıştır.

Yılmaz *et al.* (2017) çalışmalarında periyodik olarak demiryolu denetimi yapan makinelerin optimum rotasını bulmak için ÇPP'yi kullanmışlardır. Buradaki amaç en kısa rotanın bulunarak makinelerin toplam hareket mesafesini en aza indirmektir. Sonuç olarak uzman bilgisine dayalı olarak elle yapılan mevcut uygulama ile karşılaştırıldığında bu yöntemin daha iyi performans gösterdiği kanıtlanmıştır.

Arakaki and Usberti (2018) yaptıkları çalışmada verilen yönsüz bir grafta açık uçlu kapasiteli ayırıt rotalama problemini ele almışlardır. Bu problem türünde başlangıç noktası olan depoya geri dönme zorunluluğu yoktur. Probleme çözüm yaklaşımı olarak hibrit GA sunmuşlardır. Çalışmadan elde edilen sonuçlara göre, önerilen hibrit GA'nın örneklerin hemen hemen hepsinde en iyi üst sınırlara ulaştığı gözlemlenmiştir.

Azizoğlu ve Eroğlu (2018) çalışmalarında toplam maliyet ve toplam mesafe olarak iki ek hedefe sahip iki amaçlı yönlü ÇPP'yi incelemişlerdir. Çözüm yöntemi olarak klasik yaklaşım ve dal sınır algoritmasını kullanmışlar ve bu yaklaşımlardan elde edilen sonuçları

karşılaştırmışlardır. Bu algorithmada lineer programlama gevşetim yöntemleri kullanılarak üretilen etkin alt ve üst sınırlar kullanılmıştır.

Tirkolaee *et al.* (2019) çalışmalarında, çöp toplama işlemlerinde kullanılmak üzere çok seferli kapasiteli ayırıt rotalama problemi için karma tam sayılı doğrusal programlama modelini geliştirmişlerdir. Çalışmada küçük boyutlu örnekler GAMS yazılımının Cplex çözücüsü kullanılarak çözülmüştür. Büyük boyutlu problemleri çözmek için ise; Taguchi parametresini kullanan min - max karınca sistem algoritmasını temel alan bir hibrit algoritması geliştirilmiştir.

Dai *et al.* (2019) yaptıkları çalışmada yönlü ve yönsüz graflarda ÇPP'nin optimal çözümlerini belirlemek için kanı yayılımı algoritmasının doğruluğunu araştırmışlardır. Önerilen algoritmanın büyük veri ağlarında hızlı çalıştığını ve performansının birçok çalışmada oldukça iyi olduğu belirtilmiştir.

Keskin and Yılmaz (2019) servis maliyetlerinin gerçek hayatta hava koşulları, trafik şartları gibi sebeplere bağlı olarak değişkenlik gösterdiği için çalışmalarında değişken servis maliyetli ÇPP ve hızlı postacı problemini ele almışlardır. Bir kar küreme operasyonunda kar küreme aracının yoldan her geçişinde geçiş sırasına bağlı olarak kar miktarının azaldığı ve buna bağlı olarak servis maliyetinin değiştiği dikkate alınmıştır. Problemlerin çözümü için iki farklı sezgisel önerilmiştir.

Nilofer *et al.* (2020) çalışmalarında ÇPP için öncelik ilişkilerini dikkate alan ve öncelikli düğümlerin mümkün olabildiğince en kısa sürede geçilmesini amaçlayan bir tekniği sunmuşlardır. Çalışmada öncelikli düğümler için gecikme maliyeti ve buna bağlı olarak geçilen ek kenarların maliyetini dikkate alan fonksiyonlar kullanılmıştır.

Hiyerarşik Çinli Postacı Problemi

Dror *et al.* (1987) çalışmalarında öncelik ilişkilerinin tanımlandığı, sınıflara bölünmüş ayırıtların bulunduğu bir şebekeyi ele alarak HÇPP'yi ilk kez tanıtmışlardır. Problemden öncelik ilişkileri doğrusal ise ve hiyerarşi sınıflarındaki tüm alt graflar birbiriyle bağlantılı ise problemin polinom zamanda çözülebileceğini göstermişlerdir. Genel olarak problemin NP-zor sınıfında olduğunu kanıtlamışlardır.

Alfa and Liu (1988) çalışmalarında özellikle kar küreme işlemlerinde kullanılmak üzere HÇPP için bir çözüm yaklaşımı sunmuşlardır. Yaptıkları çalışmada hiyerarşik sınıflardaki alt grafların birbirleriyle bağlı olmadığı daha gerçekçi bir durumu ele almışlardır. Hizmet ve geçiş kavramlarını birbirinden ayırmak için farklı bir hedef belirlemişlerdir.

Birbirleriyle bağlantılı olmayan alt grafları birleştirmek için şebekeden yol seçen bir sezgisel metot sunmuşlardır.

Ghiani and Improta (2000) çalışmalarında HÇPP'nin genel olarak NP-zor sınıfında olduğunu, ancak öncelik ilişkisi doğrusal ise ve her sınıf bağlantılı ise polinom zamanında çözülebildiğini vurgulamışlardır. Bu durumda, HÇPP için daha önceki işlemlerden daha az hesaplama çabası gerektiren ve daha kısa sürede çözüm veren kesin bir algoritma ilk kez sunulmuş ve örneklerle desteklenmiştir.

Cabral *et al.* (2004) çalışmalarında HÇPP'nin eşdeğer bir KPP'ye dönüştürülmesi için bir metot önermişlerdir. Çalışmada öncelik ilişkileri doğrusal olan lineer yönsüz HÇPP'nin çözümüne yönelik bir ayrıştırma sezgiseli önermişlerdir. Çalışmada ele alınan problemde hiyerarşik bir amaç ve üretim süresi amacı olmak üzere iki amaç söz konusudur. Dönüştürülmüş probleme dal-kesme algoritmasını uygulanarak her iki amaç için de optimum çözüm bulunmuştur. Çalışmada önerilen dönüşümlerin hesaplama değerini test etmek için Ghiani and Laporte (2000) tarafından geliştirilen dal-kesme algoritması kullanılarak bir gerçek hayat grafında tanımlanan problemin yanı sıra rastgele üretilen birkaç örnek de çözülmüştür.

Korteweg and Volgenant (2006) çalışmalarında HÇPP'yi çözen mevcut bir algoritmayı geliştirmişler; orijinal algoritmanın zaman karmaşıklığını eşleme sonrası iyimserlik teknikleri ile $O(kn^4)$ 'e indirgemişlerdir (k sınıf sayısı, n düğüm sayısı). Çalışmada istenen hedefin daha iyi yorumlanmasını sağlayacak bir sözlük bilgisi ele alınmıştır. Bu durumda genel maliyetin öncelikli sınıflara daha fazla ağırlık verdiği için standart kriterden daha kötü olduğu belirtilmiştir. Ama yine de açıklanan örneğin her iki modelin de amacını doğru bir şekilde modellediği gösterilmiştir. Ayrıca Dror *et al.* (1987) tarafından önerilen sıkı öncelik kuralının çok katı olduğunu ve bir sınıfın maliyetini ve/veya toplam maliyeti düşürse dahi, üst sınıflarda kenarların geçilmesine izin vermediğini belirtmişlerdir. Bunun için çalışmada, bu amaca yönelik bir alternatif önerilmiştir.

Damodaran *et al.* (2008) çalışmalarında, HÇPP'nin çözümüne yönelik bir sezgisel yöntem geliştirmişlerdir. Bu yöntem ÇPP'ye göre daha iyi alt sınır değerleri vermektedir. Bu değerlerle dal-sınır algoritması gibi kesin çözüm veren algoritmalarda daha kısa sürede optimum çözüm elde edildiği saptanmıştır. Ayrıca önerilen sezgisel algoritmayla farklı boyutlardaki problemler çözülerek daha iyi sonuçların elde edildiği gösterilmiştir.

Perrier *et al.* (2008) çalışmalarında kar temizleme operasyonları bağlamında ARP için temel bir model ve iki sezgisel çözüm yaklaşımı sunmuşlardır. Bu problem çoklu HÇPP olarak düşünülebilir. Önerilen model, geniş bir yelpazedeki operasyonel kısıtlamaları

içermektedir ve birçok ilave durumla başa çıkmak için özelleştirilebilir. Birkaç bölge ve tek bir depo göz önüne alındığında problemin amacı, her biri bölgedeki depoda başlayıp biten tek bir araçla gerçekleştirilen bir dizi rota belirlemektir. Metot, Dieppe Şehri'nin birkaç saatlik servis tamamlama sürelerine göre rotalar üreten mevcut yönlendirme planından daha uygun rotalar üretmektedir. Bir ekipman arızası veya hava değişiminden sonra yapılacak değişiklikleri belirlemek için modelin gerçek zamanlı olarak kullanılabilmesi için daha hızlı bir çözüm yaklaşımı gerektiği belirtilmiştir.

Xu *et al.* (2014) çalışmalarında rasgele engellerle doldurulmuş bilinen bir çevrenin etkili bir şekilde kapsanması için hücresel ayrışma tekniğine dayanan yeni bir algoritma önermişlerdir. Bu yaklaşım, taşınan bir robotu, kapsanacak alanlar dizisi boyunca yönlendirirken, daha önce dolaşılacak alanlar üzerinden tekrarlanan kapsama miktarını en aza indirmiştir. Bu hiyerarşik yaklaşımda öncelikle, hücreler parçalara ayrılmış, daha sonra bu hücreleri dolaşan bir Euler turunu hesaplamak için ÇPP çözülmüştür.

Sayata and Desai (2015) kar küreme, sokak süpürme gibi gerçek hayatta birçok farklı uygulama alanı olan HÇPP üzerinde çalışmışlardır. Öncelik ilişkileri doğrusalsa ve her sınıf bağlı ise problem polinom zamanda çözülebilmektedir. Çalışmada Dror *et al.* (1987) algoritmasının $O(kn^5)$ bu zaman karmaşasını gideren bir algoritma sunmuşlardır. ÇPP; HÇPP'nin bir alt sınırı olarak ele alınmaktadır. Bu çalışmada ise n graftaki düğüm sayısı ve k sınıf sayısı olmak üzere $O(k^2n^2)$ zaman karmaşıklığına sahip gratta kenar sayısını azaltmak için Kruskal yöntemi kullanılarak alternatif yaklaşımlar verilmiştir. Özetle, bu çalışmada Dror *et al.* (1987) algoritmasının 2. adımında grafin kenar sayısını düşürmek için Kruskal yöntemi uygulanmış ve bu algoritmanın zaman karmaşıklığını iyileştirmek için farklı bir metot kullanılmıştır. Çalışma sonuçlarından, önerilen Kruskal tabanlı algoritmanın daha iyi performans gösterdiği çıkarılmaktadır.

Colombi *et al.* (2017) çalışmalarında karma ağlarda hiyerarşik KPP'yi ele almışlardır. Çalışmada problemin çözümüne yönelik kesin çözüm veren dal ve kesme algoritması önerilmiş ve algoritma ile elde edilen çözümlerin var olan diğer metotlara göre daha etkili ve verimli olduğu gösterilmiştir.

Yılmaz (2018) çalışmasında, Karayolları 12. Bölge Müdürlüğü'nde görev yapan bir bakım aracı için yönsüz yollar üzerinde en kısa uzunluktaki rotanın belirlenmesi problemini ele almıştır. Bu büyük boyutlu problemi çözüme kavuşturmak için en yakın komşu arama tabanlı bir sezgisel algoritma geliştirilmiştir.

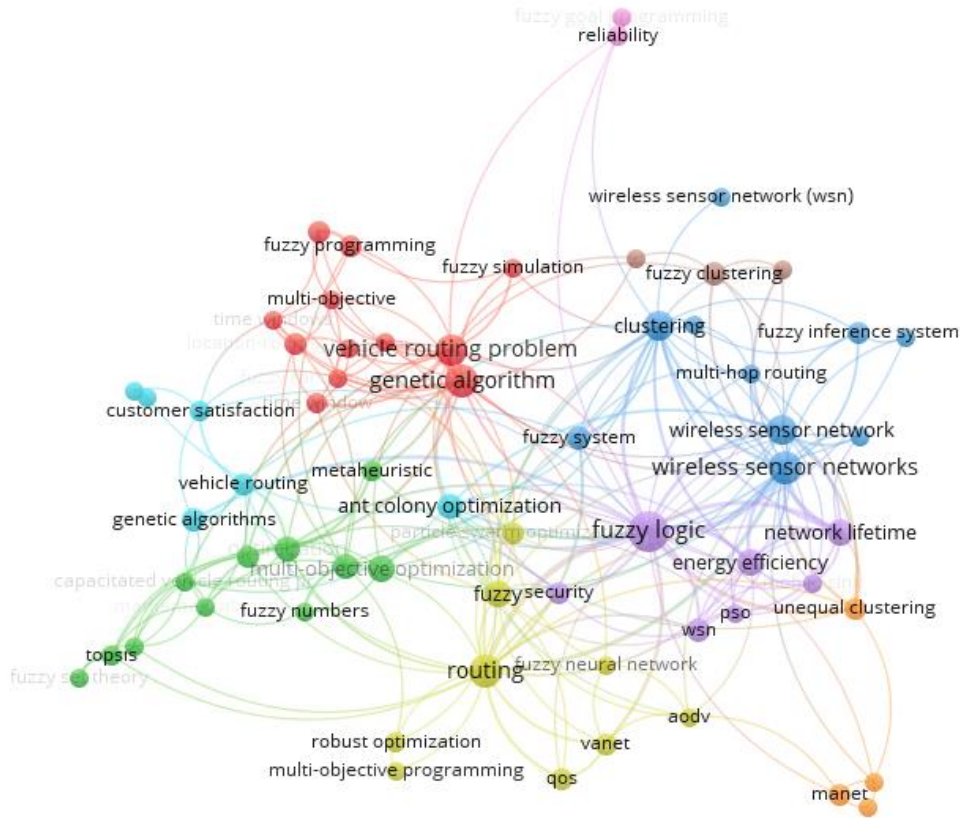
Literatürde HÇPP ile ilgili yapılan son çalışma Çodur and Yılmaz'ın (2020) çalışmasıdır. Çodur and Yılmaz (2020) çalışmalarında ayrıtlardaki öncelik ilişkilerinin

dikkate alındığı ve seyahat süresinin günün saatine bağlı olarak değiştiği ZB-HÇPP probleminin çözümüne yönelik karma tam sayılı matematiksel model geliştirilmiştir. Büyük boyutlu problemlerin çözülebilmesi için çalışmada GA ve hibrit Tavlama Benzetimi olmak üzere iki meta-sezgisel algoritma önerilmiştir. Önerilen model ve meta-sezgisel algoritmalar test problemleri üzerinde test edilmiştir. Ayrıca algoritmaların performansı; hesaplama süresi ve çözüm kalitesi açısından karşılaştırılmıştır.

Bulanık Mantık Yaklaşımı ile Ele Alınan ARP ve GSP

Erişilebilen literatürde HÇPP'nin bulanık mantık yaklaşımı ile ele alındığı bir çalışmaya rastlanılamamıştır. Ancak incelenen çalışmalarda ARP ve GSP'ye bulanık mantık çözüm yaklaşımlarının uygulandığı görülmüştür. Bulanık rotalama problemleri ile ilgili çalışmalardan bazılarına bu bölümde yer verilmiştir.

Web of Science (WoS) veri tabanında bulanık rotalama problemleri ile ilgili makalelerin bibliyometrik analizi yapılmıştır. WoS veri tabanına “fuzzy routing problems” kelime grubu girilerek bu alandaki çalışmalara ulaşılmıştır. Anahtar kelime ağ analizi, VOSviewer (Sürüm 1.6.9) paket programı kullanılarak yapılmıştır. VOSviewer programı kullanılarak yapılan bibliyometrik analize göre en çok kullanılan anahtar kelimeler Şekil 1'de gösterilmektedir.



Şekil 1. Anahtar kelime ağ analizi-1

Şekil 1'den görülebileceği gibi, bulanık rotalama problemlerinde en çok kullanılan anahtar kelimeler arasında “vehicle routing problem”, “fuzzy numbers”, “fuzzy programming”, “fuzzy simulation” yer almaktadır. Ayrıca büyük ölçekli problemlerin çözümünde kullanılan GA ve karınca kolonisi optimizasyonu gibi meta-sezgisel algoritmaların da bu anahtar kelimeler arasında olduğu görülmektedir. Bulanık rotalama problemleri ile ilgili bazı çalışmalara bu bölümde verilmiştir.

Teodorovic and Pavkovic (1996) düğümlerdeki taleplerin belirsiz olduğu durumlarda ARP'ler için bulanık küme teorisi yaklaşımını kullanmışlardır. Çalışmada talep değişkeni üçgensel bulanık sayılar olarak ele alınmıştır. Çalışmada problemin çözümü için sezgisel algoritma önerilmiştir.

Zheng and Liu (2006) bir ARP'de seyahat sürelerini bulanık değişkenler olarak varsaymışlardır. Üçgensel bulanık sayıları kullanarak bulanık ARP için bulanık şans kısıtlı programlama modeli sunulmuştur. GA ile bulanık simülasyon entegre edilerek hibrit zeki algoritma tasarlanmış ve problem çözüme kavuşturulmuştur.

Botzheim *et al.* (2009) çalışmalarında bir bulanık karayolu taşımacılığında GSP'nin amaç fonksiyonu katsayılarında üçgensel bulanık sayıları kullanmışlardır. Bulanık sayıları durulaştırmak “Center of Gravity” metodunu kullanmışlardır. Problemin çözümü için öjenik bakteriyel memetik algoritma önermişlerdir.

Cao and Lai (2009) çalışmalarında bir açık uçlu ARP'de müşteri taleplerini üçgensel bulanık sayılar olarak ele almışlardır. Bulanık şans kısıtlı programlama modeli kurularak ve stokastik simülasyon kullanılarak model çözüme kavuşturulmuştur.

Erbau and Mingyong (2009) çalışmalarında bir araç rotalama probleminde müşteri taleplerinde üçgensel bulanık sayılar kullanılarak bulanık şans kısıtlı programlama modeli oluşturmuşlardır. Problemin çözümü için hibrit zeki algoritma tasarlanmış ve problem çözülmüştür.

Kumar and Gupta (2012) çalışmalarında bulanık atama problemleri ve bulanık GSP'nin çözümü için iki yeni yöntem önerilmiştir. Çalışmalarında yamuksal bulanık sayılar kullanılmış ve bu bulanık sayıları durulaştırmak içinse Yager'in sıralama tekniğini uygulamışlardır.

Nirmala and Anju (2012) çalışmalarında seyahat maliyetleri bulanık değişkenler olan bir GSP'yi ele almışlardır. Çalışmada dilsel değişkenler üçgensel bulanık sayılar ile temsil edilmiştir. Kullanılan bulanık sayıları durulaştırmak için ise “Robust's Ranking” metodu kullanılmıştır.

Changdar *et al.* (2014) çalışmalarında belirsizlik ortamında çok amaçlı GSP'yi üçgensel bulanık sayıları kullanarak modellemişlerdir. Olasılığı daha iyi yansıttığı için GSP'nin seyahat süresini ve maliyetini bulanık sayılar olarak modellemenin etkili olduğu belirtilmiştir. GA kullanılarak problem çözüme kavuşturulmuştur.

Dingar and Sundari (2014) çalışmalarında bulanık GSP'de bulanık optimal çözümü bulmak için yeni bir yöntem sunmuşlardır. Bu yöntemde, bulanık en uygun çözümü bulmak için sezgisel yamuksal bulanık sayılar kullanılmıştır. Durulaştırma yöntemi olarak "Linear Ranking Fonction" tercih edilmiştir.

Yahya Mohamed and Divya (2016) çalışmalarında sekizgen bulanık sayıları kullanarak toplam karı maksimize etme amacı olan bir GSP problemini çözmüşlerdir. "Robust Ranking Technique" kullanarak bulanık değerli sayıları net bir değere dönüştürmüşlerdir. Sekizgen bulanık sayılar kullanılarak çözüldüğünde, yamuksal bulanık sayı kullanılarak çözüldüğünden daha iyi bir çözüm elde edildiği kanıtlanmıştır.

Tohidifard *et al.* (2018) birçok depolu ARP'de hastaların ilaç taleplerinde bir belirsizlik olduğundan üçgensel bulanık sayıları kullanmışlardır. Çalışmada GA ve parçacık sürü optimizasyonunu meta-sezgiselleri önerilmiştir.

Ghasemkhani *et al.* (2019) çalışmalarında entegre bir üretim envanteri rotalama problemi sunmuşlardır. Çalışmada talepler belirsiz olduğundan üçgensel bulanık sayılar kullanılmıştır.

Pekel and Kara (2019) bir bulanık kapasiteli lokasyon rotalama problemini ele almışlardır. Çalışmada müşteri talepleri bulanık değişkenler olarak ele alınmıştır. Bu çalışmada da üçgensel bulanık sayılar kullanılmıştır. Hibrit sezgisel metodu sunulmuş ve bir vaka çalışması üzerinde uygulanmıştır.

Aliahmadi (2020), çoklu turla belediye katı atıklarını toplama için kapasiteli düğüm rotalama problemi üzerine çalışmışlardır. Üretilen katı atık miktarı günden güne değişebildiği için bu belirsizlik nedeniyle bu çalışma bulanık optimizasyon yaklaşımı ile ele alınmış ve üçgensel bulanık sayılar kullanılmıştır. Çalışma, İran'daki bir gerçek hayat problemine uygulanmış ve çözümü için bir GA kullanılmıştır.

Stokastik Seyahat Zamanlı ARP ve Stokastik Seyahat Zamanlı GSP

Stokastik programlama mevcut çalışmanın bir diğer yönünü oluşturmaktadır. Rotalama problemlerinde talep, müşteri, seyahat süresi vb. elemanlar stokastik olabilmektedir. Bildiğimiz kadarıyla daha önce stokastik parametre değerlerine sahip HÇPP ile ilgili bir

alışma yapılmamıştır. Buna karşın PP'nin belirsiz parametreleriyle ilgili ise oldukça az sayıda alışma bulunmaktadır.

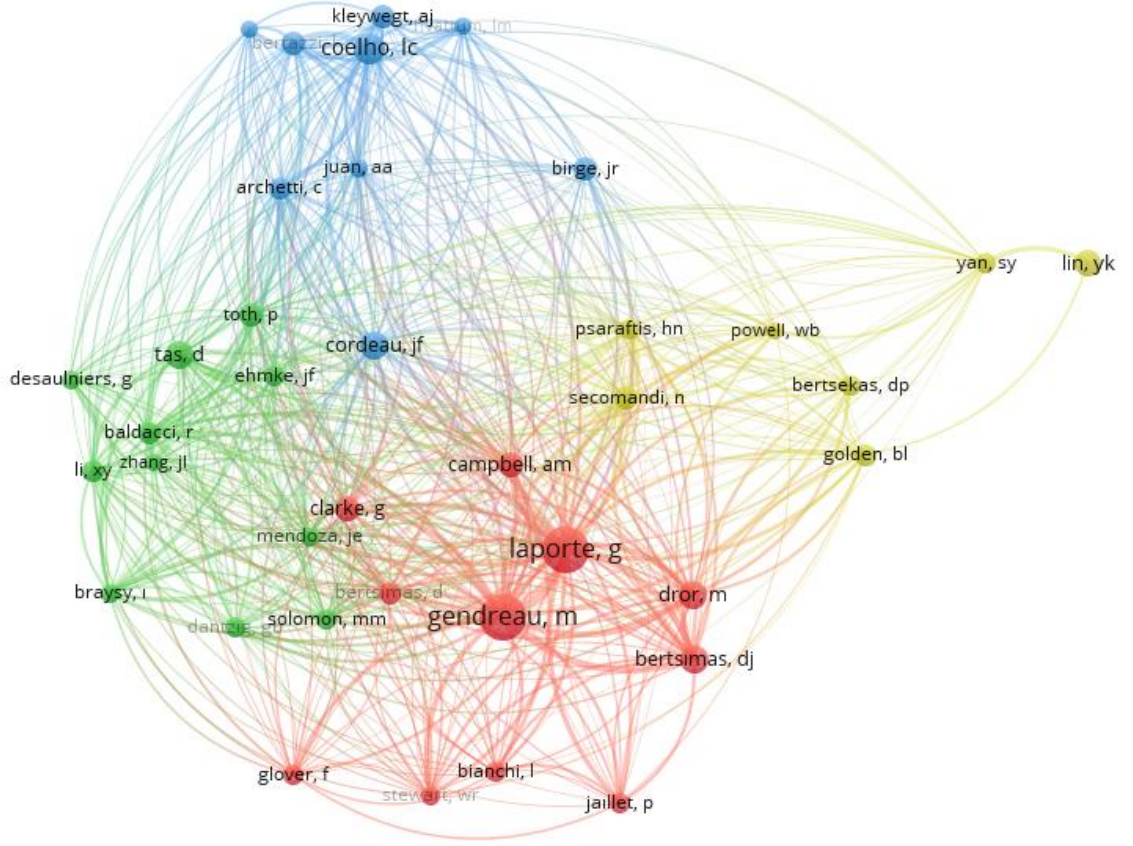
Tan *et al.* (2005) alışmasında stokastik ağılarda PP'yi almışlardır. Bu problemde ağı dinamik bir yapıdadır ve düğümler arası seyahat süresi kullanılmıştır. Şöyle ki her bir ayırıtın farklı bir olasılık dağılımı ve “sıkışık” (kalabalık) ve “sıkışık değil” olmak üzere iki farklı durumu vardır. Problemin özümü için uygun bir algoritma önerilmiştir.

Zhang and Peng (2012) belirsiz ağırlıklı PP için üç belirsiz programlama modeli üzerine alışmışlardır. Bu modellerin eşdeğer deterministik modellere dönüştürülebilir olduğunu belirtmişlerdir. Problemin özümüne yönelik dijkstra algoritması and fleury algoritması kullanmışlardır.

Majumder *et al.* (2019) alışmalarında yönsüz bağı bir ağı için belirsizlik teorisi çerçevesinde belirsiz çok amaçlı PP problemini ele almışlardır. alışmada bu problem türü için beklenen değer modeli önerilmiştir. Önerilen model iki farklı çok amaçlı GA modeli ile özümüne kavuşturulmuş ve elde edilen sonuçlar karşılaştırılmıştır.

Bu tez alışması kapsamında ele alınan problemde seyahat süreleri stokastik olduğu için ve HPP ile ilgili bu alanda daha önce yapılmış bir alışma olmadığı için bu alt başlıkta ilk olarak PP'nin stokastik olarak ele alındığı alışmalara değinilmiş sonrasında ise SSZ-ARP ve SSZ-GSP ile ilgili literatüre yer verilmiştir.

alışmanın bu bölümünde WoS veri tabanında stokastik rotalama problemleri ile ilgili makalelerin bibliyometrik analizine yer verilmiştir. Bu kapsamda ilgili makalelerde en çok kullanılan anahtar kelimeler ve en çok atıf alan yazarlar için bibliyometrik analiz VOSviewer paket programı ile yapılmıştır. Anahtar kelime ağı analize göre en çok kullanılan anahtar kelimeler Şekil 2'de gösterilmektedir.



Şekil 3. En çok atıf yapılan yazarlar (Atıf analizi)

Şekil 3'ten ve literatür özetinden de görüleceği üzere Laporte, G.; Gendreau, M.; Dror, M.; Taş, D. gibi araştırmacılar stokastik rotalama alanında en çok atıf alan yazarlardır.

Kao (1978) SSZ-GSP'yi ilk kez ele almıştır. Bu çalışmada problemin çözümü için dinamik programlamaya dayalı bir sezgisel algoritma önerilmiştir. Buna ek olarak problemin çözümüne yönelik örtülü numaralandırma algoritması sunulmuştur.

Carraway *et al.* (1989) yaptıkları çalışmada SSZ-GSP için tekdüzeliğin olmadığı durumlarda bile optimumu garanti eden bir geliştirilmiş dinamik programlama geliştirmişlerdir. Geliştirilen bu algoritma daha önce Kao (1978) tarafından önerilen algoritmanın değiştirilmiş bir versiyonudur.

Laporte *et al.* (1992) Stokastik Dolaşım ve Hizmet Süreli ARP (SDHS-ARP) üzerine bir çalışma yapmışlardır. Bu çalışmalarında bir bankacılık örneği ele alınmıştır. SDHS-ARP için şans kısıtlı modeli de içeren üç farklı model sunmuşlardır. Bu modellerin çözümü için ise dal-kesme algoritmasını önermişlerdir.

Kenyon and Morton (2003) çalışmalarında rasgele seyahat ve servis süreleri olan bir ağ üzerinde SARP'a odaklanmışlardır. Çalışmada ele alınan problemde amaç fonksiyonu projenin tamamlanma süresine bağlıdır (son aracın depoya geri döneceği zaman). Çalışmada

iki stokastik programlama modeli geliştirilmiştir. İlk model beklenen tamamlanma süresini en aza indirirken, ikinci model öngörülen bir süre ile projenin tamamlanma olasılığını en üst düzeye çıkarmaktadır. Çalışmada küçük bir dokuz düğümlü model ile iki araçlı, sürekli rastgele parametrelere sahip 28 düğümlü bir model ele alınmıştır. Çözüm yaklaşımı olarak dal-kesme algoritması, Monte Carlo çözüm prosedürüne entegre edilmiştir.

Kim (2005) yaptıkları çalışmada stokastik bir ağda gerçek zamanlı trafik bilgileri ile araç rotalama problemini ele almışlardır. Bu çalışmada Markov karar prosedürüne dayalı bir karar verme mekanizması geliştirilmiştir. Güneydoğu Michigan bölgesinde bir trafik ağı üzerinde yapılan çalışma ile geliştirilen yaklaşımdan elde edilen verilerin (optimum ayrılma zamanı, optimum rota vb.) kullanılmasının tam zamanında teslim için hizmet düzeyini iyileştirdiği ve maliyet tasarrufu sağladığı gözlemlenmiştir.

Jula *et al.* (2006) çalışmalarında stokastik ağlardaki kamyon rota planlamasını ele almışlardır. Bu çalışmada ele alınan süreçte, dolaşım ve hizmet süreleri belirsiz olduğundan müşterilere varış sürelerinin tahmin edildiği bir metodoloji önerilmiştir. Önerilen prosedürden yararlanılarak varış süreleri tahmin edilmiş ve bu süreler kullanılarak dinamik programlamaya dayalı bir yaklaşık çözüm sunulmuştur.

Russell and Urban (2008) seyahat sürelerinin rastgele değişkenler olduğu Esnek Zaman Pencere AR (EZA-AR) üzerine çalışmışlardır. Çalışmada zaman pencerelerinden sapmalar ceza maliyeti olarak yansımaktadır. Bu çalışmada seyahat sürelerinin gama dağılımına uyduğu kabul edilmiştir. Problemin çözümüne yönelik tabu arama algoritması geliştirilmiş ve literatürdeki test problemleri üzerinde sonuçlar raporlanmıştır.

Chang *et al.* (2009) stokastik ve dinamik seyahat süresi ile seyahat eden bir Zaman Pencere AR (ZP-AR) üzerinde çalışmışlardır. Çalışmada bir tam zamanında nakliye hizmeti problemi incelenmiş ve 12 düğümlü bir gerçek hayat problemi için sonuçlar verilmiştir. Ele alınan problemde aracın seyahat ve servis süreleri, zaman dilimine göre değişebilen bilinen dağılımlarla rastgeledir. Çalışmada düğümlerdeki varış sürelerinin normal dağıldığı varsayılmıştır. Problemin çözümü için bir sezgisel yöntem geliştirilmiştir.

Shen *et al.* (2009) yaptıkları çalışmada belirsiz talep ve seyahat süresi parametreleriyle, karşılanmamış talebi en aza indirmek için araç rotalama problemini ele almışlardır. Büyük talep veya sıkı son teslim tarihleri olan durumlarda ortaya çıkan bu problem türünde önemli bir uygulama; doğal afetler veya terörist saldırıları gibi büyük ölçekli acil durumlara müdahale etmek için tıbbi malzemelerin dağıtılmasıdır. Çalışmada şans kısıtlı bir programlama tekniği ile karşılanmamış talebi en aza indirmek için stokastik bir araç

rotalama problemi modellenmiştir. Bu modeli çözmek için bir tabu arama sezgiseli önerilmiştir.

Hou and Zhou (2010) yaptıkları çalışmada hem stokastik talebi hem de seyahat süresini dikkate alarak stokastik bir programlama modeli önermiş ve bunu çözmek için geliştirilmiş bir GA sunmuşlardır. Algoritmanın performansı, sayısal deneyler ve duyarlılık analizi ile çeşitli problem ayarları ve parametre değeri altında tartışılmıştır. Sonuçlar, önerilen algoritmanın daha iyi sonuçlar elde ettiğini göstermiştir.

Li *et al.* (2010) yaptıkları çalışmada seyahat ve hizmet sürelerinin stokastik olduğu bir stokastik araç rotalama problemini incelemişlerdir. Problem şans kısıtlı programlama ve iki aşamalı yardımcı eylemli stokastik programlama olmak üzere iki farklı yaklaşıma göre modellenmiştir. İki aşamalı yardımcı eylemli stokastik programlamanın ilk aşamasında rota planları belirlenmekte, ikinci aşamada ise beklenen ulaşım maliyetleri en aza indirmeye çalışılmaktadır. Şans kısıtlı model için gerekli olasılıkları hesaplamak amacıyla çalışmada Monte Carlo simülasyonu kullanılmıştır. Her iki modeli de etkili bir şekilde çözmek için, problemin stokastik doğasını dikkate alan tabu aramasına dayanan bir sezgisel yöntem önerilmiştir.

Miranda (2011) yaptıkları çalışmada Zaman Pencereli SARP'ı (ZP-SARP) incelemişlerdir. Gerçek yaşam ortamında, müşteriler arasındaki seyahat süresi doğası gereği olasılıksal verilerden oluştuğu için bu tür problemlere yönelik bir meta-sezgisel algoritma geliştirilmiştir. Sunulan algoritma müşterilerin belirli hizmet düzeylerini karşılamalarını garanti ederken aynı zamanda minimum maliyetle en iyi rotayı bulmaktadır.

Taş *et al.* (2013) esnek zaman pencereli SSZ-ARP'yi incelemişlerdir. Çalışmada; taşıma şirketlerinin önceliklerine yönelik hem taşıma maliyetlerini hem de hizmet maliyetlerini dikkate alan bir model geliştirilmiştir. Çalışmada seyahat süresi için gama dağılımı kullanılmıştır. Modelin çözümü için bir tabu arama metodu önerilmiştir. Tabu Arama algoritması farklı başlangıç çözümleri ile test edilmiş ve yöntemin makul bir sürede çok iyi nihai çözümler elde ederek iyi performans gösterdiği gözlemlenmiştir.

Zhang *et al.* (2013) çalışmalarında seyahat ve servis zamanı belirsizlikleri altında esnek zaman pencereleriyle SARP'ı ele almışlardır. Her müşteriye minimum sürede varış olasılığını garanti ederken, taşıyıcının toplam maliyetini en aza indirmek için yeni bir stokastik programlama modeli önermişlerdir. Bu model operatörün toplam maliyeti ile müşteri hizmetleri düzeyi arasında iyi bir denge bulmayı amaçlamaktadır. Araçların varış sürelerinin dağılımını tespit etmek için Miller-Hooks and Mahmassani'den (1998) uyarlanarak önerilen α -kesim yaklaşım yönteminin özellikle seyahat süreleri normal olarak

dağılmadığında Chang *et al.* (2009) tarafından önerilen yöntemden daha doğru sonuçlar verdiği gösterilmiştir. Problemi çözmek için yinelemeli bir tabu arama sezgiseli geliştirilmiştir.

Adulyasak and Jaillet (2014) stokastik seyahat süresi ve müşterilere son teslim tarihleri olan kapasiteli araç rotalama problemi üzerine çalışmışlardır. Çalışmada iki modelleme yaklaşımı dikkate alınmıştır: Olasılık dağılımları hakkında kesin bilgi sahibi olan ve son tarih ihlallerinin olasılıklarının toplamını en aza indiren stokastik bir program ve olasılık dağılımlarının kısmen bilinmediği, uygun şekilde tanımlanmış bir gecikme indeksini en aza indiren sağlam bir yaklaşım. Problemin çözümü için dal-kesme algoritması önerilmiştir.

Ehmke *et al.* (2015) zaman pencereli SSZ-ARP üzerine çalışmışlardır. Çalışmada başlangıç servis süreleri ve varış sürelerinin dağılımlarını hesaplaması için bir metot önerilmiştir. Müşteriler için belirli bir hizmet seviyesini garanti eden şans kısıtlı yaklaşımda zaman penceresi kısıtlamalarının ihlal edilme olasılığına kısıtlamalar getirmektedir. Çalışma sonuçları müşteri hizmet düzeylerinin, seyahat süresi dağılımının ve çeşitli parametre ayarlarının değişmesiyle çözümlerin nasıl etkilendiğini göstermektedir.

Errico *et al.* (2016) çalışmalarında sıkı zaman pencereli SSZ-ARP'yi incelemişlerdir. Problemi modellemek için şans kısıtlı programlamayı kullanmışlardır. Çalışma sonuçları önerilen yöntemin etkili olduğunu ve stokastik şans kısıtlı bir modelin deterministik modellere göre avantajları olduğunu göstermektedir.

Gutierrez *et al.* (2016) yaptıkları çalışmada zaman pencereli SSZ-ARP'yi çözmek için bir memetik algoritma önermişlerdir. Ele alınan problemde operasyonel maliyetleri en aza indirmek ve servis seviyesini en üst düzeye çıkarmak olarak iki amaç vardır. Hizmet seviyesini hesaplamak için Ehmke *et al.* (2015) tarafından önerilen yönteme dayalı bir metot kullanmışlardır. Bu istatistiksel yöntemin farkı hem seyahat süresinin hem de hizmet süresinin stokastik olmasıdır. Problemin çözümü için önerilen çok amaçlı memetik algoritma ve çok amaçlı yinelemeli yerel arama algoritmalarının sonuçları karşılaştırılmış ve etkinlikleri gösterilmiştir.

Binart *et al.* (2016) çalışmalarında servis ve seyahat süreleri stokastik olan araç rotalama problemlerini ele almışlardır. Çalışmada bu süreler üçgensel dağılıma uygun olarak ele alınmıştır. Burada amaç iki tür müşteriye hizmet vermek için araç rotalarının belirlenmesidir. Zorunlu müşterilere belirli bir zaman dilimi içinde hizmet verilmesi gerekirken, isteğe bağlı müşterilere ise planlamaya göre hizmet verilebilir veya verilmeyebilir. Toplam seyahat süresini minimize ederken mümkün olan en çok sayıda isteğe

bağlı müşteriye ziyaret etmek hedeflenir. Problem, planlama aşaması ve yürütme aşaması olmak üzere 2 aşamalı bir çözüm yöntemiyle ele alınmaktadır. Planlama aşamasında zorunlu müşteriler için bir taslak tasarımı ve bu taslağa isteğe bağlı müşterilerin eklenmesi yapılmaktadır. Yürütme aşamasında ise stokastik seyahat ve hizmet süreleriyle zaman pencerelerine uyulmasını sağlamak için planlanan rotaların gerçek zamanlı olarak güncellenmesi yapılmaktadır. Model ilk olarak bir dal ve kesme algoritması veya bir lagrange ayrıştırma yöntemi kullanarak çözülmüş ve ardından bu çözüm sezgisel bir yöntemle geliştirilmiştir.

Miranda and Conceição (2016) çalışmalarında seyahat ve servis süreleri stokastik olan SZP-ARP'yi incelemişlerdir. Bu çalışmada seyahat ve servis süreleri normal dağılım sahip parametreler olarak ele alınmış fakat varış sürelerinin normal dağılımla iyi modellenmediği belirtilmiştir. Araçların varış süresini ve aracın müşterinin zaman penceresine uyma olasılığını tahmin etmek için yeni bir yöntem geliştirilmiştir. Problemin çözümüne yönelik yinelemeli yerel aramaya dayalı bir meta-sezgisel önerilmiştir.

Nguyen *et al.* (2016) çalışmalarında ZP-SARP çözmeye odaklanmışlardır. Çalışmada şans kısıtlı stokastik programlamanın karmaşık yapısından dolayı ilgili problemdeki belirsizlikler için bir takım önlemler önerilmektedir. Problem için, müşteri memnuniyetinin, aracın kapasitesine dayalı envanter eksikliğine bağımlılığını göstermek için çeşitli dağıtımlar üzerinde stokastik bir talep ile tatmin edici önlemler önerilmiştir. Aynı şekilde seyahat sürelerinin stokastik olduğu durum da ele alınmıştır. Problemin çözümüne yönelik önerilen tatmin edici önlemler, mevcut bir tabu-arama sezgisel yöntemine entegre edilmiştir.

Errico *et al.* (2018) servis süreleri stokastik olan Sıkı Zaman Pencereli ARP (SZP-ARP) üzerine çalışmışlardır. Çalışmada servis sürelerinin simetrik üçgensel dağılıma uyduğu kabul edilmiş ve şans kısıtlı stokastik programlama modeli kullanılmıştır. Dal-fiya ve kesme algoritması ile problem çözülmüş ve önerilen yöntemin etkinliği gösterilmiştir.

Miranda *et al.* (2018) çalışmalarında seyahat ve servis süreleri stokastik olan çok amaçlı SZP-ARP'yi ele almışlardır. Bu problemde hizmet seviyesini maksimize ve operasyonel maliyetleri minimize etmek üzere iki amaç bulunmaktadır. Hizmet seviyelerini hesaplamak için bir yöntem geliştirilmiştir. Bu yöntem daha önce Miranda and Conceição (2016) tarafından sunulan yönteme dayanmaktadır fakat servis ve seyahat süresi için gerçek hayat uygulamalarını daha iyi yansıtan bir alt sınır kullanmaktadır. Bu yöntemin hatasını ve hesaplama süresini dengelemek için istatistiksel yöntemlerden yararlanılmıştır. Çalışmada seyahat ve servis süreleri normal dağılım olarak modellenmiştir. Problemin çözümüne yönelik

memetik algoritma ve yinelemeli yerel arama olmak üzere iki farklı algoritma önerilmiş ve sonuçlar karşılaştırılmıştır.

Literatürdeki çalışmalara bakıldığında HÇPP ile ilgili yapılan çalışmaların çoğunda mesafelerin kullanıldığı; belirsizliklerden dolayı değişkenlik gösteren varış sürelerinin dikkate alınmadığı görülmektedir. Ancak gerçek hayatta şehir içi trafikte; değişkenlik gösteren trafik yoğunluğu ve hava şartları gibi nedenlerden ötürü düğümler arasındaki ulaşım süresi sabit kalmamaktadır. Bu belirsizlik nedeniyle bu tez çalışması kapsamında HÇPP, bulanık mantık ve şans kısıtlı stokastik programlama yaklaşımı ile çözülmüştür. Dolayısıyla bu tez çalışması kapsamında ele alınan BSZ-HÇPP ve SSZ-HÇPP'nin daha önce hiç karşılaşılmayan yeni problem çeşitleri olduğu görülmektedir. Ayrıca önceki çalışmalarda HÇPP için matematiksel model geliştirilmiş olup, problemin NP-zor yapısı sebebiyle geliştirilen matematiksel modelin yalnız küçük boyutlu problemler için optimum çözüm verdiği söylenebilir. Yine ilgili literatür incelendiğinde HÇPP için problem boyutu arttıkça geliştirilecek meta-sezgisel yaklaşımlara yalnızca bir çalışmada başvurulduğu görülmektedir. Bu tez çalışması kapsamında söz konusu problemin makul zamanda en iyi çözümünün bulunması için daha önce başvurulmamış olan biri sezgisel diğeri meta-sezgisel olmak üzere iki yeni algoritma önerilmiştir. Ayrıca önerilen yeni metotların şans kısıtlı stokastik yaklaşım tabanlı olması da önem arz etmektedir. Geliştirilen problem çeşidi ve önerilen çözüm yaklaşımlarının HÇPP'nin gerçek hayata uyarlanabilirliğini artırması ve literatürdeki ilk çalışma olması hedeflenmektedir.

MATERYAL VE YÖNTEM

Rotalama Problemleri, Bazı Gösterim ve Tanımlamaları

Rotalama problemi, belirli bir amaca hizmet eden kişi veya araçlar için en uygun güzergâh setini veya görev akış dizisini tanımlayan problemdir. Bir başka tanıma göre rotalama problemi, bir ya da daha fazla depoda konumlandırılmış araç veya araçların düğüm ya da ayrıt taleplerini karşılayabilecek şekilde farklı kısıtlar (araç kapasitesi, zaman penceresi vb.) altında bir amacı (kat edilen toplam yol uzunluğunun en küçüklenmesi, bir rotadaki en uzun ayrıtın en küçüklenmesi vb.) en iyileyecek araç turlarının belirlenmesi problemidir (Özsoydan 2011).

Bir şebeke (ağ, graf, çizge) $G=(V, E)$ ile ifade edilebilir. Burada V düğümler kümesini, E ise yönsüz ayrıtlar kümesini göstermektedir. Başka bir deyişle bir şebekede düğümler köşeleri; ayrıtlar ise düğümleri birbirine bağlayan kenarları temsil etmektedir. Örnek olarak kavşaklar, şehirler ve depolar bir haritadaki düğümleri; caddeler, sokaklar ve tren yolları ise ayrıtları göstermektedir. Bir şebekedeki herhangi i, j şehirleri v_i, v_j düğümleri ile bu düğümleri birbirine bağlayan ayrıt ise (i, j) ile gösterilmektedir.

Bir şebekede ayrıtlar, yönlü ya da yönsüz olabilir. Ayrıtların tek veya çift yönlü olmasına bağlı olarak değişen bu durumda, şebekedeki (i, j) ayrıtındaki akış çift yönlü ise (i, j) yönsüz bir ayrıttır ve $(i, j) \in E$ şeklinde ifade edilir. Eğer akış sadece tek yönlü olarak gerçekleştirilebiliyorsa, o zaman (i, j) yönlü bir ayrıttır ve $(i, j) \in A$ olarak tanımlanır. Buna paralel olarak düğümler arasındaki uzaklıkları gösteren matris de simetrik veya asimetrik şeklinde adlandırılabilir (Özsoydan 2011).

Aynı şekilde ayrıtlarının tümü yönsüz olan şebeke yönsüz; ayrıtlarının tümü yönlü olan şebeke yönlü ve ayrıtlarının bazıları yönlü bazıları yönsüz olan şebeke ise karma şebeke olarak isimlendirilmektedir (Gross and Yellen 2004).

Ayrıca şebekedeki tüm düğümler diğer düğümlerle bağlı ise tam bağlı şebeke; değil ise seyrek şebeke olarak adlandırılmaktadır. Yine şebekedeki ayrıtlara maliyet, uzaklık gibi birimler ile ifade edilebilen büyüklükler atanmış ise şebeke ağırlıklandırılmış şebeke; böyle bir atama yapılmamışsa ağırlıklandırılmamış şebeke olarak adlandırılmaktadır (Ahuja *et al.* 1993).

Kombinatorial optimizasyon; kesikli çözüm uzayına sahip problemler için en iyi çözümü arayan metotlardır. Yani ele alınan problemin optimum çözümünü sağlayan kesikli karar değişkenlerinin bulunmasıdır. Bu problemler çözümün elde edilme zamanına göre iki sınıfa ayrılabilir (Fendoğlu 2019):

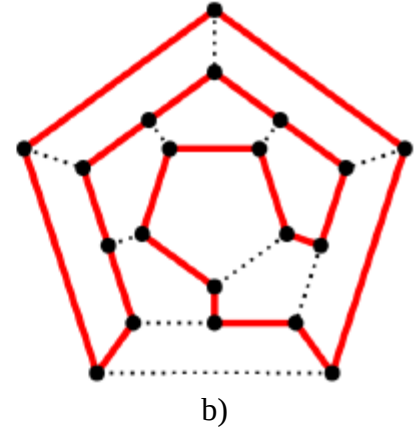
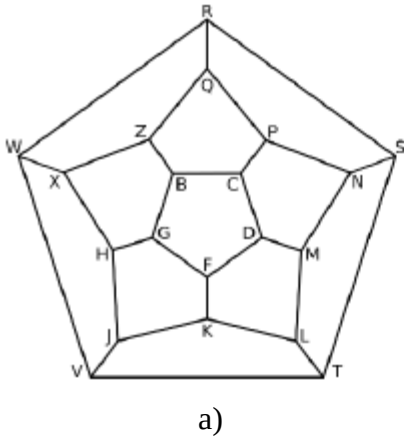
P sınıfı problemler: Çözüm süresi problem büyüklüğünün artan bir polinom fonksiyonu olan, bir algoritma ile çözülebilen problemlerdir. k bir sabit ve n problem girdisinin boyutu olmak üzere, optimum çözümün elde edilebildiği bu problemlerde çözüm zamanı $O(n^k)$ 'dir. Atama ve şebeke akış problemleri bu türe örnek olarak verilebilir.

NP-zor sınıf problemler: Bu problemleri polinom zamanda optimal çözüme ulaştıracak bir algoritma yoktur. En iyi çözümün makul zamanlarda elde edilemeyeceği bu problem türünün çözüm zamanı $O(2^n)$ 'dir. Yani problem boyutu arttıkça çözüm süresi de üstel olarak artmaktadır. Bu sebeple çözüm uzayı oldukça büyük olan bu problemlerin çözümü için sezgisel yöntemlere başvurulmaktadır. GSP, ARP gibi problemler NP-zor sınıf problemlerdendir.

Ulaşım, dağıtım, lojistik gibi birçok alanda sıklıkla karşımıza çıkan rotalama problemleri, yöneylem araştırması alanında en çok ilgi gören optimizasyon problemleri arasındadır. Rotalama problemleri temel olarak, ziyaret edilecek yerlerin düğümlerle veya ayrıtlarla tanımlanması durumuna göre, düğüm rotalama ve ayrıt rotalama olarak 2 ana kategoriye ayrılabilir.

Düğüm rotalama problemleri

Düğüm rotalama problemleri bir şebekedeki tüm düğümlerin en az bir kez ziyaret edilerek minimum maliyetli tur/turların bulunmasını amaçlamaktadır. GSP ve ARP düğüm rotalama problemlerindendir. İlk kez William Rowan Hamilton tarafından tanıtılan düğüm rotalama problemleri “Icosian Game” adında matematiksel oyun ile başlamıştır. Bu oyunda amaç; düzgün bir on ikiyüzlünün (dodecahedron) herhangi bir düğümünden başlanarak, her düğümün yalnız bir kez ziyaret edilip uğranılan düğümler tekrar edilmeden tüm düğümlere uğranması ve başlangıç düğümüne dönülen uygun turun belirlenmesidir. Bu sebeple bu oyundan esinlenerek böyle bir tura sahip kapalı yol oluşturma problemi Hamilton tur problemi olarak adlandırılır. Şekil 4’de düzgün bir on ikiyüzlünün gösterimi ve ona uygun bir Hamilton turu örneği verilmiştir (Kasimbeyli 2016).



Şekil 4. a) Düzgün on iki yüzlü

b) Karşı gelen uygun bir Hamilton turu

Bir düğüm rotalama problemi olan ve Hamilton turu probleminden türeyen GSP’de; düğümler ziyaret edilmek zorunda olunan şehirleri ifade etmektedir. Bu problemde gezgin satıcının her bir şehre yalnız bir kere uğrayarak tüm şehirleri ziyaret etmesi ve başlangıç düğüme dönmesi kısıtları altında minimum maliyetli rotanın bulunması amaçlanmaktadır.

Bir diğer düğüm rotalama problemi olan ARP ise; tek tip ve sınırlı kapasiteye sahip birden fazla aracın kullanıldığı ve bazı kısıtların ilave edildiği GSP’nin daha geliştirilmiş halidir. NP-zor sınıf kombinatoriyal optimizasyon problemlerinden biri olan ARP; coğrafi olarak dağınık olan müşterilere bir veya daha fazla depodan hizmet için görevlendirilen araç filosunun rotalarının belirlenmesine dayalı problemlerin genel adıdır (Laporte 1988). ARP; GSP ve ÇPP ile olan benzerliği ile bilinmektedir.

Ayrıt rotalama problemleri

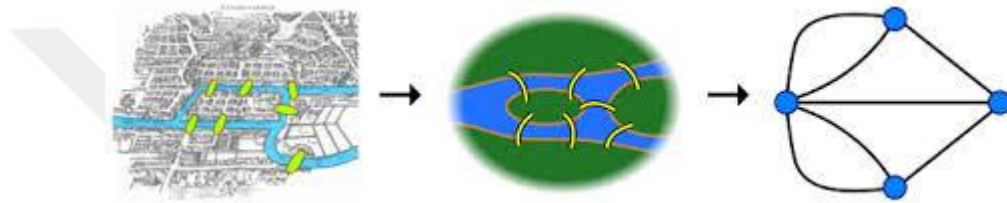
Ayrıt rotalama problemleri, bir çizge üzerinde yer alan tüm ayrıtlardan en az bir kere geçerek başlangıç düğüme dönen minimum maliyetli tur/turları belirlemeyi amaçlamaktadır. Ayrıt rotalama problemlerinin temelini Königsberg köprü problemi oluşturmaktadır. ÇPP ve KPP ayrıt rotalama problem türüne aittir. Eğer şebekede bulunan tüm ayrıtların ziyaret edilmesi gerekiyorsa problem ÇPP; sadece belirli ayrıtların ziyaret edilmesi gerekiyorsa problem KPP olarak adlandırılır.

İlk kez Orloff (1974) tarafından incelenen KPP, kırsal alanlarda posta gönderimi ile ilişkilidir. KPP, ÇPP ile benzerlik göstermesine rağmen farklılıkları da bulunmaktadır. Eğer yönlü ve yönsüz KPP’lerde gerekli ayrıtlar bağlı bir grafi oluşturuyorsa problem polinom zamanlı çözülebilir. Ancak, aksi halde problem NP zordur (Eiselt *et al.* 1995). KPP’de, şebekedeki E kümesinin R alt kümesinden akış sağlanmaktadır. Şebekede gerekli durumlarda R den farklı diğer alt kümelerden de geçiş yapılabilmektedir. E’deki tüm ayrıtlar rotayı bulmak için kullanılabilir ancak rotada yalnız $R \subseteq E$ kümesi olmalıdır. (Eiselt *et al.* 1995).

Bu, posta dağıtımında posta kutusu olmayan sokakların ziyaret edilebileceği fakat bu yollar arasında geçiş yapılması gerekmediği anlamına gelir. Çünkü söz konusu caddelerde posta kutusu olmadığından buraların ziyaret edilmesine gerek yoktur.

Königsberg köprü problemi ve Euler turu

Ayrıt rotalama problemleri ile ilgili yapılan ilk çalışma Königsberg Köprüsü Problemidir. Şekil 5'te verilen yedi köprünün her birinden yalnız bir kez geçip, tüm noktaları geçtikten sonra başlangıç noktasına dönmeyi amaçlayan bu problem, 1736'da İsviçreli matematikçi Leonhard Euler tarafından çözülmüştür (Eroğlu 2015). Bu sebeple bağlı bir graf her düğümünden tam olarak bir kez geçilebilen kapalı bir yürüyüşe sahipse; bu graf Euler olarak adlandırılır.



Şekil 5. Königsberg köprü problemi

Pregel nehri Königsberg kasabasının içinden geçmektedir. Bu nehrin ortasında birbirleriyle ve kıyılarla bağlantılı iki ada bulunmaktadır ve nehir kasabayı 4 bölgeye ayırmaktadır. Königsberg Köprüsü Problemi sadece kapalı bir yürüyüşün varlığı ve belirlenmesi ile ilgilidir. Königsberg Köprüsü problemi ÇPP'nin temelini oluşturmaktadır ve böyle bir çözümün olup olmadığı durumlarla ilgilenmektedir (Fendoğlu 2019).

Çinli Postacı problemi, çeşitleri ve matematiksel modeli

İlk kez 1962'de Çinli bir matematikçi olan Mei-Ko Kwan tarafından incelenen ÇPP; bir postacının postaneden aldığı mektupları muhtemel olan en kısa yoldan şehirdeki tüm caddelere/sokaklara uğrayarak dağıtması ve dağıtma işleminin tamamlanmasından sonra başlangıç noktası olan postaneye geri dönmesi olarak tanımlanabilir (Ahuja *et al.* 1993; Eiselt *et al.* 1995).

Bir kombinatorial optimizasyon problemi olan ÇPP; mektup, gazete ve su dağıtımı, atıkların/çöplerin toplanması, kar küreme, otobüs çizelgeleme, tuzlama çalışmaları, sokak temizleme, okul servis ve polis devriye araçlarının rotalanması, elektrik hatlarının kontrollerinin yapılması, çimlerin biçilmesi vb. gibi birçok alanda kullanılabilmektedir (Thimbleby 2003).

ÇPP ile GSP'nin benzer yönleri olmakla birlikte birtakım farklılıkları da vardır. Bir düğüm rotalama problemi olan GSP'de bir çizgede yer alan her düğümün yalnız bir kez geçilmesi ile en kısa yolun (Hamilton tur) bulunması amaçlanır. Bir ayrıt rotalama problemi olan ÇPP'de ise çizgedeki düğümler yerine bu düğümler arasındaki bağlantıyı sağlayan ayrıtlardan en az bir defa geçilerek (Euler tur) en kısa yolun bulunması hedeflenmektedir (Eiselt *et al.* 1995).

Bir $G = (V, E)$ grafını ele alındığında; ayrıt (i, j) i ve j düğümleri arasında bir bağlantı kurmaktadır. ÇPP matematiksel modeline ait parametre ve değişkenler Tablo 2'de sunulmuştur (Stricker 1969).

Tablo 2. Matematiksel Model Parametre ve Değişkenleri

Değişken ve Parametreler	
x_{ij} :	i 'den j 'ye giderken (i,j) ayrıtımdan geçilme sayısını belirten tamsayı karar değişkenidir.
x_{ji} :	j 'den i 'ye giderken (j,i) ayrıtımdan geçilme sayısını belirten tamsayı karar değişkenidir.
C_{ij} :	(i,j) ayrıtının uzunluğu,
V :	Şebekedeki tüm düğümlerin kümesi
E :	Şebekedeki tüm ayrıtların kümesi
N :	Şebekedeki toplam düğüm sayısı

ÇPP matematiksel modeli aşağıdaki gibidir.

$$\text{Min} \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n C_{ij} x_{ij} \quad (1)$$

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} - \sum_{j=1}^n x_{ji} = 0 \quad i = 1, 2, 3, \dots, n \quad \forall i \in V \quad (2)$$

$$x_{ij} + x_{ji} \geq 1 \quad \forall (i, j) \in E \quad (3)$$

$$x_{ij}, x_{ji} \geq 0 \text{ tamsayı değişkenler.} \quad (4)$$

Denklem 1, toplam maliyeti (en kısa uzunluk/mesafe) en aza indirmeyi hedefleyen amaç fonksiyonunu; 2 numaralı kısıt, akışı sağlayan süreklilik kısıtlarını (yani bir düğüme giren ve çıkan ayrıt sayısının eşit olmasını); 3 numaralı kısıt, her bir ayrıttan herhangi bir

yönde en az bir kez geçilmesi gerektiğini; 4 numaralı kısıt ise, tüm değişkenlerin pozitif tamsayı olmasını sağlayan negatif olmama kısıtını belirtmektedir.

ÇPP temel olarak, bir çizgedeki ayrıtların yönlerine bağlı olarak yönlü, yönsüz ve karma ÇPP olarak üçe ayrılmaktadır. Polinom zamanlı algoritmalar ile çözülebilen yönlü ve yönsüz ÇPP; P problem sınıfına aittir. Yolların bir kısmının yönlü bir kısmının ise yönsüz olduğu karma ÇPP, NP-zor problem sınıfına aittir (Florian 1984). Bu problem türlerine farklı kısıtlar ilave edilerek yeni ÇPP türleri ortaya çıkmıştır. Bunlar şu şekilde sıralanabilir (Ahr and Reinelt 2002):

- Yönsüz ÇPP
- Yönlü ÇPP
- Karma ÇPP
- k-ÇPP
- Min-Max k-ÇPP
- Kapasite Kısıtlı ÇPP
- Hızlı ÇPP
- Hiyerarşik ÇPP

Yönsüz ÇPP, yönsüz bir çizge üzerindeki her bir ayrıttan minimum bir defa geçerek başlangıç noktasına geri dönen ve en kısa yol/yolların bulunması hedefleyen problemidir. ÇPP, P sınıfına ait bir problem türüdür. Yönsüz ÇPP’de problem bir Euler çizgesi ise, hiçbir ayrıt tekrarlanmadan tur tamamlanabilir. Aksi halde ele alınan çizge Euler değilse; tekrarlanan ayrıtların toplam uzunluğu en kısa mesafeli eşleştirme yöntemiyle en küçüklenerek problem çözülür (Emel vd 2004).

Yönlü ÇPP, yönlü bir çizge üzerindeki tüm ayrıtlardan en az bir defa geçerek, başlangıç düğümüne geri dönülmesi şartıyla en kısa yol/yolların bulunmasını hedeflemektedir (Ahuja *et al.* 1993).

Hem yönlü hem yönsüz ayrıt içeren karma ÇPP, bir çizgede yer alan tüm ayrıtların en az bir kez ziyaret edilerek, başlangıç düğümüne dönmek şartıyla en düşük maliyetli geçişin bulunması problemi olarak tanımlanabilir (Corberan *et al.* 2002). Bu problem NP-zor problem sınıfına aittir yani problemi optimal sonuca ulaştıracak polinom zamanlı bir algoritma yoktur. Fakat graf eşitse problemin polinom zamanda çözülebildiği gösterilmiştir (Edmonds and Johnson 1973).

k-ÇPP’de $k > 1$ postacı için belirlenen düğümden başlayıp yine aynı düğüme dönmek şartıyla rota bulunması amaçlanmaktadır. Bu problemde k tane rotanın toplam uzunluğunun minimize edilmesi amaçlanmaktadır. NP-zor problem sınıfına ait olan k-ÇPP’nin polinom zamanlı çözülebilen birkaç şekli bulunmaktadır.

MM k-ÇPP’de tüm tur maliyetlerinin toplamının en küçükleme yerine maksimum tur maliyetinin en aza indirgenmesi istenmektedir. k-ÇPP ile benzer olan bu problemin amacı, en uzun tur süresini en aza indirmektir. Burada sadece tek bir tur ele alındığı için, diğer turlar arasında dengelenen iş yükü doğrudan incelenemez (Fendoğlu 2019).

Yönsüz ÇPP’ye araç kapasite kısıtının eklenmesiyle ortaya çıkan yönsüz kapasite kısıtlı ÇPP ağ üzerindeki tüm yollardan en az bir kere geçilerek en kısa turun elde edilmesini hedeflemektedir (Eglese and Li 1992). Örnek olarak kış şartlarının zor geçtiği yerlerde belirli kapasiteye sahip araçlarla yapılan tuz serpme operasyonları verilebilir.

Hızlı ÇPP’de yönsüz bir şebekedeki uzunluklar simetrik olmayıp, akış yönüne göre maliyet değişebilmektedir (Eiselt *et al.* 1995). Yapılan çalışmalar bu problem çeşidinin NP-zor olduğunu ancak G Euler ise, polinom zamanda çözüme ulaşılabildiğini göstermişlerdir.

Hiyerarşik Çinli postacı problemi ve matematiksel modeli

NP-hard problem sınıfına ait bir ÇPP türü olan HÇPP’de; yollar/ayrıntlar sınıflara ayrılmış ve bu sınıflar üzerinde bir öncelik ilişkisi tanımlanmıştır (Dror *et al.* 1987). Yani bu problem türünde şebekedeki yollara hangi sırayla hizmet sunulacağı önceden belirlenmiştir. HÇPP’de amaç bu öncelik ilişkilerinin dikkate alındığı hiyerarşik bir şebekede her bir ayrıttan/yoldan en az bir kez geçilerek en kısa tur/turların oluşturulmasıdır. Sokakların önem derecelerine göre (kentsel veya kırsal, ana yol veya tali yol gibi) sınıflandırıldığı çöp toplama, kış mevsiminde kar küreme, tuz atma vb. gerçek hayat problemlerinde araç rotalarının belirlenmesi HÇPP’ye örnek olarak gösterilebilir. Örneğin kışın yapılan tuzlama operasyonlarında ilk olarak otoyollar gibi ana yolların tuzlama işlemleri yapılır, daha sonra yan yollara geçilir. Bu durumda ana yollar birinci hiyerarşik sınıfta, yan yollar vb. ise ikinci hiyerarşik sınıfta yer alır.

V düğümler kümesini, E ise yönsüz ayrıtlar (yollar) kümesini göstermek üzere; bir $G(V,E)$ şebekesi m tane farklı alt şebekeye ayrılabilir. Burada alt şebekelerden her biri bir hiyerarşik seviyeye karşılık gelmektedir. Bu bağlamda bir hiyerarşik şebeke, farklı öncelik seviyelerine ait ayrıtlardan (yollardan) oluşmaktadır ve $G(V,E)=G_1(V_1,E_1) \cup G_2(V_2,E_2) \cup \dots \cup G_m(V_m,E_m)$ olarak gösterilmektedir (Yılmaz 2018). Bu gösterimde $G_1(V_1,E_1)$ 1. öncelikte

geçilecek olan ayrıt/yol ve düğümleri; aynı şekilde $G_m (V_m, E_m)$ m. sırada öncelikli geçilecek olan ayrıtları/yolları ve düğümleri gösteren alt şebekedir.

İlgili literatür incelendiğinde diğer ÇPP türlerine göre daha az ilgi görmüş olan HÇPP, NP-zor problem sınıfına aittir. Dolayısıyla problem boyutu arttıkça makul zamanda optimum sonuç bulunamayacağından, optimal sonuca yakın ve hızlı çözüme götüren sezgisel metotlara başvurulmaktadır. Bu alanda yapılan çalışmalarda kesin ve kesin olmayan çözüm metotlarına başvurulmuştur.

HÇPP'nin gerçek hayat problemlerine uygulanabilir matematiksel modeli Çodur and Yılmaz (2020) tarafından geliştirilmiştir. Ancak söz konusu model sadece küçük boyutlu problemler için optimum çözüm üretebilmekte olup, büyük boyutlu problemlerin çözümü için optimum çözümü garanti etmese de uygun zamanda en iyiye yakın çözümler sunabilen sezgisel veya meta-sezgisel algoritmalarla yararlanılması gerekmektedir.

HÇPP tam sayılı doğrusal programlama modelinde kullanılan indisler, kümeler, parametreler ve karar değişkenleri aşağıda sıralanmıştır (Çodur and Yılmaz 2020).

İndisler;

- i : başlangıç düğümleri
- j : varış düğümleri
- t : rotaya ait yollardan geçiş sıralarını (adımları)
- h : hiyerarşik seviyeleri göstermektedir.

Kümeler;

- $i, j / V$: düğümler $i, j = \{1, 2, \dots, n\}$,
- h / H : hiyerarşiler $\{1, 2, \dots, h\}$,
- $t \leq L$: adım sayısı $L=2 \|E\|$
- E_h : h . hiyerarşik sınıfa ait ayrıtlar (yollar) kümesi,
- E : Şebekedeki tüm ayrıtların kümesi, $E = \{E_1 \cup E_2 \cup \dots \cup E_h\}$
- $\|E_h\|$: h . hiyerarşik sınıfa ait toplam yol sayısı,
- $\delta_h(i)$: i düğümünden çıkan E_h kümesine ait yollar, $\delta_h(i) = \{j \mid (i, j) \in E_h\}$.
- $\delta(i)$: i düğümünden çıkan bütün yollar kümesi, $\delta(i) = \bigcup_{h \in H} \delta_h(i) = \{\delta_1(i) \cup \delta_2(i) \cup \dots \cup \delta_h(i)\}$

Parametreler;

- C_{ij} : (i, j) ayrıtının mesafe/süre matrisi,
- B_{ij} : (i, j) ayrıtının bağlantı matrisi,
- O_{ij} : (i, j) ayrıtının öncelik matrisi,

M : Büyük pozitif bir sayı,
n : Şebekedeki toplam düğüm sayısı.

0-1 Tam sayı değişkenler;

$x_{ij}^t = \begin{cases} 1 \\ 0 \end{cases}$ t. adımda (i,j) yolundan geçilmişse 1, değilse 0.

$y_{ij}^t = \begin{cases} 1 \\ 0 \end{cases}$ t. adımda (i,j) yolu ilk kez geçilmişse 1, değilse 0.

$\phi_{ht} = \begin{cases} 1 \\ 0 \end{cases}$ t. adımda h. hiyerarşiye ait bütün yollardan geçilmişse 1, değilse 0.

Bu bilgilerle birlikte HÇPP'nin karma tam sayılı doğrusal programlama modeli aşağıdaki gibi yazılabilir (Çodur and Yılmaz 2020).

$$\text{Min } Z: \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \sum_{t=1}^L c_{ij} x_{ij}^t \quad (5)$$

Kısıtlar;

$$\sum_{t=1}^L (x_{ij}^t + x_{ji}^t) \geq 1 \quad \forall (i,j) \in E \quad (6)$$

$$\sum_i x_{ij}^{t-1} = \sum_s x_{js}^t \quad \forall j, t \quad t > 1 \quad i, j, s \in V \quad (7)$$

$$\sum_{(i,j)} x_{ij}^1 \geq 1 \quad (i,j) \in \delta_1(i_0) \quad (8)$$

$$\sum_j x_{ji}^t \geq 1 \quad t = t_{son}, i = i_0 \quad (9)$$

$$\sum_{(i,j) \in E} x_{ij}^t = 1 \quad \forall t \quad (10)$$

$$x_{ij}^t + x_{ji}^t \geq y_{ij}^t \quad \forall i, j, t \quad i < j \quad (11)$$

$$\sum_{t' < t} (x_{ij}^{t'} + x_{ji}^{t'}) \leq M^* (1 - y_{ij}^t) \quad \forall i, j, t \quad i < j \quad (12)$$

$$\sum_{t=1}^L y_{ij}^t = 1 \quad \forall (i,j) \in E \quad i < j \quad (13)$$

$$\sum_{t' \leq t} \sum_{(i,j) \in E_h} y_{ij}^{t'} \geq \|E_h\| * \phi_{ht} \quad \forall h, t \quad (14)$$

$$\sum_{t^1 \leq t} \sum_{(i,j) \in E_{h+1}} (x_{ij}^{t'} + x_{ji}^{t'}) \leq M * \phi_{ht} \quad \forall t, h = 1, \dots, H-1 \quad (15)$$

$$x_{ij}^t, y_{ij}^t, \phi_{ht} \in \{0,1\} \quad \forall i, j, t, h \quad (16)$$

Denklem 5, toplam tur süresinin en küçüklemesini hedefleyen amaç fonksiyonunu ifade etmektedir. Kısıt 6, şebekedeki tüm yollardan en az bir kere geçilmesini; 7 numaralı kısıt, düğümler arası sürekliliğin sağlanmasını; 8 numaralı kısıt, ilk adımda ($t=1$) i_0 başlangıç düğümünden gidilebilecek 1. hiyerarşiye ait yolların herhangi birinden geçilmesini; 9 numaralı kısıt, son adımda başlangıç düğümüne ($i_0=1$) geri dönülmesini; 10 numaralı kısıt, her adımda yalnız bir yoldan geçilmesini; 11-13 numaralı kısıtlar, (i,j) ayrıtından ilk geçilen adımı tanımlayan y_{ijt} değişkenine değer ataması yapıldığını göstermektedir. Kısıt 14, t . adımda h hiyerarşisine ait yolların tamamından geçilip geçilmediğini kontrol eder. 15 numaralı kısıt, h . hiyerarşideki yollar tamamlanmadan $(h+1)$. hiyerarşiye ait yollardan geçilemediğini, 16 numaralı kısıt ise; yol kullanım değişkenlerinin $\{0,1\}$ tamsayı değerlerini alması gerektiğini göstermektedir (Çodur and Yılmaz 2020).

Bulanık Mantık Kavramı

Bulanık mantık, nesneleri ve değerleri gerçeğe daha yakın ve daha uygun olarak betimlemeyi amaçlamaktadır; bu betimleme matematiğin elverdiği oranda başarılı olmaktadır. Bulanık mantık kelimeler aracılığı ile matematiksel hesaplamalar yapabilme imkânı sunmaktadır. (Zadeh 1998). Klasik mantıkta 0 veya 1 gibi kesin değerler bulunmaktadır. Bir eleman bir kümenin elemanı ise 1; elemanı değilse 0 değerini almaktadır. Ancak bulanık mantıkta klasik mantıkta olduğu gibi 0-1 gibi tanımlamalar yerine bu tanımlamalara ait olma miktarlarını gösteren üyelik fonksiyonları söz konusudur. Yani bulanık mantık 0 ile 1 arasında olan 0.1, 0.2, ... 0.9 gibi ara değerleri de dikkate alarak üyelik fonksiyonları ile herhangi bir elemanın bir kümeye hangi oranda dahil ettiğini göstermeye olanak tanımaktadır.

Bulanık sistemlerde bulanık mantık teorisinin en temel elemanı bulanık kümedir. Evrensel kümede tanımlanan A bulanık kümesinde üyelik μ_A ; $\mu_A : E \rightarrow [0,1]$ olarak tanımlanır. Bu bulanık A kümesindeki bir x elemanı için üyelik derecesi $\tilde{A} = \{(x, \mu_{\tilde{A}}(x)) \mid x \in E\}$ olarak gösterilir (Zimmermann 2001). Bulanık kümelerde işlem kolaylığı sağlamak için belirsizlik içeren gerçek hayat problemlerinde kesin olmayan sonuçların ifade edilmesinde ve değerlendirilmesinde bulanık sayılar kullanılmaktadır. Bulanık veri ile hesaplanan modeller, belirsizlikleri kabul etmeyen veya hesaplamaya dâhil etmeyen modellere nazaran veri

hakkında daha fazla bilgi verebilmektedirler (D'Urso and Gastaldi 2002). Ele alınan konuya göre farklı bulanık sayı çeşitleri kullanılabilir. Genellikle çalışmaların çoğunda üçgensel ve yamuksal bulanık sayıların kullanıldığı söylenebilir (Baykal ve Beyan 2004). Optimizasyon ve karar verme problemleri gibi bazı matematiksel modellemelerde bulanık sayıların sıralanması gerekli ve önemli bir basamaktır (Özmen 2015). Bulanık mantıkta sayıların durulaştırılmasında çeşitli sıralama yöntemleri bulunmaktadır. Tam ve kesin olmayan bilgiler ışığında, tutarlı ve doğru kararların verilebilmesi için karar verme mekanizmalarının modellenmesini amaçlayan bulanık mantığın tıp, yapay zekâ, robotik, mühendislik ve rotalama problemleri gibi farklı uygulama alanları vardır (Keskenler ve Keskenler 2017).

Bulanık sayılar

R gerçekte sayılar kümesi üzerinde tanımlanan bulanık bir $\tilde{A}$ kümesinin, üyelik fonksiyonu $\mu_{\tilde{A}} : R \rightarrow [0,1]$ olmak üzere normal ve dışbükey bir bulanık kümenin alfa kesimi kapalı bir küme ise ve x aşağıdaki özelliklere sahipse bulanık sayı olarak adlandırılmaktadır. (Singh and Thakur 2015):

- (i) $\tilde{A}$ normaldir. Bu $\mu_{\tilde{A}}(x) = 1$ olacak şekilde bir $x \in R$ olduğu anlamına gelir.
- (ii) $\tilde{A}$ dışbükeydir. Her $x_1, x_2 \in R$, için $\mu_{\tilde{A}}(\lambda x_1 + (1-\lambda)x_2) \geq \min \{\mu_{\tilde{A}}(x_1), \mu_{\tilde{A}}(x_2)\}$, $\lambda \in [0,1]$.
- (iii) $\mu_{\tilde{A}}$ üstten yarı süreklidir.
- (iv) $(\tilde{A})$ kümesi R ile sınırlı olmalıdır.

Üçgensel bulanık sayılar

Bir üçgensel bulanık sayı $\tilde{A} = (a_1, a_2, a_3)$ şeklinde tanımlanır ve üyelik fonksiyonu $\mu_{\tilde{A}}(x) : X \rightarrow [0, 1]$ aşağıdaki gibi ifade edilir (Chen 2000):

$$\mu_{\tilde{A}}(x) = \begin{cases} \frac{x-a_1}{a_2-a_1} & a_1 \leq x \leq a_2 \\ \frac{a_3-x}{a_3-a_2} & a_2 \leq x \leq a_3 \\ 0 & \text{aksi halde} \end{cases} \quad (17)$$

Durulaştırma metotları

Durulaştırma, bulanık olan bilgilerin kesin sonuçlar haline gelebilmesi için yapılan dönüştürme işlemleridir. Bu işlem, kullanılan yönteme karşı çok duyarlı bir çıktı ürettiğinden oldukça önemlidir. Çünkü bulanık verinin kendisine uygun bir durulaştırma yöntemi ile tek

bir değere indirgenmesi, sistemin başarısını büyük oranda değiştirmektedir (Mutlu 2012). Optimizasyon ve karar verme problemleri gibi bazı matematiksel modellemelerde bulanık sayıların sıralanması gerekli ve önemli bir basamaktır (Özmen 2015). Durulaştırma için literatürde yaygın olarak kullanılan birçok yöntem bulunmaktadır. Çalışmanın bu kısmında örnek problemin çözülmesi için kullanılan durulaştırma yöntemlerine yer verilmiştir.

Robust ranking technique

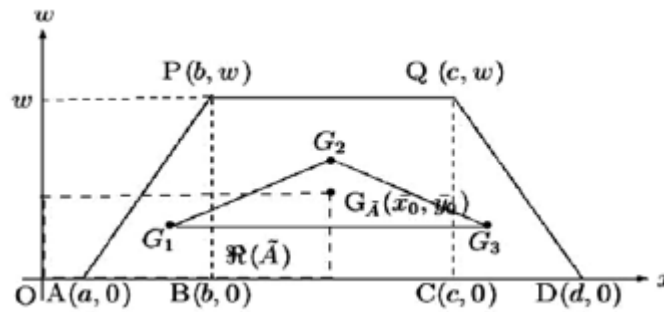
İlk olarak Yager (1978) tarafından tanımlanan “Robust Ranking Technique” doğrusallık ve toplanabilirlik özelliklerine sahip bir sıralama tekniğidir. $\tilde{a}$ konveks bulanık sayısı; $\tilde{a}=(a, b, c)$ şeklinde bulanık üçgensel sayı olarak tanımlansın. Bu durumda $R(\tilde{a})$ fonksiyonu aşağıdaki gibi olur (Prabha and Vimala 2016):

$$R(\tilde{a}) = \int_0^1 (0.5) (a_\alpha^L, a_\alpha^U) d\alpha \quad (18)$$

Burada $(a_\alpha^L, a_\alpha^U) = \{(b-a)\alpha + a, c - (c-b)\alpha\}$; $\tilde{a}$ bulanık sayısının α – kesimidir.

Centroid ranking method

Ganesh and Jayakumar (2014) çalışmalarında yamuksal bulanık sayıları CRM ile durulaştırmak (sıralamak) için bir yaklaşım önermişlerdir. Bu metod için ağırlık merkezleri Şekil 6’da gösterilmektedir.



Şekil 6. Yamuğun ağırlık merkezi

Daha sonra Christi (2017) bu yaklaşımı üçgensel bulanık sayılarda kullanmak üzere geliştirmişlerdir. Buna göre $\tilde{A} = (a, b, d; w)$ üçgensel bulanık sayısında ($c=b$ olmak üzere) bu yaklaşımın genelleştirilmiş hali şu şekildedir (Christi 2017):

$$G_A(x_0, y_0) = \left(\frac{2a+7b+d}{9}, \frac{7w}{18} \right) \quad (19)$$

Kwong-bai method

Kwong and Bai (2003) üçgensel bulanık sayıların aşağıdaki formül kullanılarak durulaştırılabileceğini ortaya koymuşlardır. $\tilde{M} = (l, m, u)$; üçgensel bulanık sayı olmak üzere; durulaştırma işlemi şu şekilde yapılır:

$$M_d = \frac{l+4m+u}{6} \quad (20)$$

Best nonfuzzy performance value

(l, m, u) parametreleri sırasıyla üçgensel bulanık sayının alt, orta ve üst değerleri olmak üzere Hsieh *et al.* (2004) tarafından önerilen BNP yöntemi ile durulaştırma işlemi aşağıdaki formül ile yapılmaktadır.

$$BNP_i = \frac{(u_i - l_i) + (m_i - l_i)}{3} + l_i \quad (21)$$

Stokastik Programlama ve Stokastik ARP

Doğrusal programlamanın en önemli varsayımlarından biri model parametrelerinin deterministik yapıda olmasıdır. Ancak gerçek hayat problemlerinin büyük bir kısmında parametrelerin tamamının kesin değerli olması beklenemez (Aksaraylı ve Pala 2015). Bu gibi parametrelerin değerlerinin kesin olarak belirlenemediği durumlarda belirsizlik hali ortaya çıkmaktadır.

Gerçek hayat problemlerinin doğrusal programlama ile modellenmesinde kullanılan model parametrelerinin (c_j, a_{ij}, b_i) değerlerinin belirlenmesinde genellikle güçlükler yaşanabilmektedir. Bu durumda parametre değerlerinin eldeki veriler ya da daha önceki çalışmalar yardımıyla kesin değerler olarak alınması araştırmanın yansızlığını da etkileyebileceğinden, çok doğru bir yaklaşım olmamaktadır. Ayrıca model parametreleri genellikle kesin değerlere sahip olmayıp rasgele değişkenlerle ifade edilmektedir. Bunun gibi model parametrelerinden bazıları veya tümü rassal değişken olan problemler stokastik programlama problemleri (SPP) olarak isimlendirilir (Atalay ve Apaydın 2011). Bir başka tanıma göre SPP belirsizlik altında karar vermede yararlanılabilecek matematiksel programlama modellerini kapsayan bir metottur (Wallace and Ziemba 2003). Parametrelerinden bazıları ya da hepsi stokastik olan modeller yalnızca belirsizliği matematiksel modele dahil edebilen stokastik programlama ile modellenebilirler. Stokastik programlamada problem için en uygun çözümün elde edilmesinden çok, sonucun tahmin ediciliği önem arz etmektedir (Hulsurkar *et al.* 1997).

İlk olarak 1950'lerde George Dantzig tarafından ortaya konan Stokastik programlama konusunda, o zamandan beri model özelliklerinin anlaşılması ve bunları çözmek için algoritmik yaklaşımların tasarımı konusunda muazzam ilerleme kaydedilmiştir. Çoğu durumda, stokastik programlar için çözüm teknikleri istatistiksel tahmin ve sayısal yaklaşım yöntemlerine dayanmaktadır. Yani stokastik programlama çok çeşitli yöneylem araştırma tekniklerinden yararlanmaktadır (Higle 2005).

Stokastik programlama, belirsizliğin çoğu durumda önemli bir bileşen olduğu gerçek hayat sorunlarının üstesinden gelmenin bir yoludur. Bu sebeple stokastik programlama tıptan finans alanına kadar çok geniş uygulama alanına sahiptir.

Stokastik programlamada bütün kısıtların belli bir olasılık dağılımından gelmesi beklenmektedir. Burada genel tutum, problemin ana yapısı bozulmadan onu olasılıksal haline eşdeğer bir deterministik yapıya dönüştürmektir. Böyle problemlerde kesinlik vardır ve simpleks metot ile çözülebilirler (Taha 1997). Ancak çoğu durumda rasgele değişken olan katsayıların hangi olasılık dağılımına sahip olduğu bilinmemektedir. Böyle durumlarda ampirik verilerden olasılık dağılımlarını kestirme yolu ile çözüme gidilmektedir (Atalay 2006).

Stokastik programlama; parametre değerlerinin kesin değerler olarak ifade edilmesinin zor olduğu rotalama problemlerinde çokça başvurulan yöntemlerdendir. Öyle ki gerçek hayat problemlerinde bir çöp toplama işleminde araç ilgili lokasyonlara ulaşmadan alınacak çöp miktarı net olarak bilinemez. Aynı şekilde araç her zaman aynı yol güzergâhını kullanarak seyahat etse bile çevre ve hava şartlarından kaynaklı olarak varış süresi değişebildiğinden seyahat süresi de kesin değerlerle ifade edilemez. Yine hava şartlarına bağlı olarak bir uçuşun dakikliği değişebilir.

Klasik ARP, bir araç filosu ile önceden tanımlanan bir şebekedeki müşterilere hizmet sağlamak için, hizmet süreleri veya mesafe ile orantılı şekilde toplam dolaşım maliyetine ve kullanılan araç sayısına bağlı olarak operasyon maliyetini minimize etmeyi amaçlayan, optimum tur/turları bulma problemidir. Dolayısıyla ARP'de belirlenen kısıtlara uyarak minimum maliyetli rotanın belirlenmesi hedeflenmektedir.

SARP, Klasik ARP'nin bazı parametreleri rasgele olduğu zaman ortaya çıkmaktadır. Bunun en yaygın örnekleri stokastik seyahat süresi ve stokastik taleplerdir (Gendreau 1995). SARP ta da yine belirlenen kısıtlara uyarak minimum maliyetli rotanın belirlenmesi hedeflenmektedir. Genel olarak SARP aşağıdaki gibi sınıflandırılabilir:

- Stokastik müşterili ARP (SMARP)

- Stokastik talepli ARP (STARP)
- Stokastik seyahat süreli ARP (SSSARP)
- Stokastik hizmet süreli ARP (SHSARP)

Stokastik müşteri ARP ve stokastik talepli ARP ilk olarak Tillman (1969) tarafından ortaya atılmış ve çözüm yaklaşımı olarak tasarruf algoritması kullanılmıştır. Bu problem türünde dağıtım noktalarındaki müşteri talepleri belirsizdir ancak müşterinin bulunduğu noktaya ulaşıldığı zaman netleşmektedir. Burada stokastik olan taleplerin belirli bir olasılık dağılımından geldiği varsayılmaktadır (Gültepe 2011). STARP'ın gerçek hayat problemlerinde uygulanma alanı oldukça yaygındır. Evsel yakıt dağıtımı, atık suların arıtılması sırasında meydana gelen çamurun atılması gibi, büfelere/marketlere dağıtılan içecek miktarları, çöp toplama hizmetleri, benzin istasyonlarına yakıt ikmali bu uygulamalar arasında gösterilebilir. Yine büyük terör saldırıları ya da doğal afet sonrası gerek duyulan ilaç ve sağlık ekipmanı miktarı belirsiz olduğundan STARP' a örnek olarak verilebilir (İşleyen 2008).

Stokastik seyahat süreli ARP ve stokastik hizmet süreli ARP ise trafik durumunun ve çevre şartlarının belirsiz olması durumunda ortaya çıkmaktadır. Bu alanda yapılan ilk çalışma Kao'ya (1978) aittir. Bu çalışmada çözüm yaklaşımı olarak dinamik programlama ve numaralandırmaya dayalı sezgisel algoritmalar sunulmuştur. Literatürde bu konuda çok sayıda çalışma olmasına rağmen stokastik müşteri ARP ve stokastik talepli ARP ile karşılaştırıldığında stokastik seyahat ve hizmet süresi daha az çalışılmıştır.

SARP ile ilgili yapılan çalışmalar incelendiğinde bu alanda yapılan çalışmaların bazılarında uygun matematiksel modelin oluşturulması ve çözüm yaklaşımları ele alınmıştır. Bir kısım çalışmada ise SARP'ın çözümüne yönelik algoritmaların önerilmesi hedeflenmiştir. Yine literatürdeki çalışmalara bakıldığında; matematiksel model oluşturulurken SARP'ın şans kısıtlı stokastik programlama ve yardımcı eylemli stokastik programlama yaklaşımlarını kullanıldığı görülmektedir (Oyola *et al.* 2018).

Rastgele değişkenlere sahip problemlerde karar değişkenlerinin tek aşamada belirlenmesinde şans kısıtlı yaklaşımı kullanılmaktadır. Şans kısıtlı stokastik programlama, rassal parametre değerlerine sahip problemlerde belirli olasılık dağılımından gelen değişkenlerin olasılık seviyelerinin izin verdiği ölçüde deterministik hale dönüştürülmesidir (Kızıloğlu 2017).

Yardımcı eylemli stokastik programlamada ise ikinci aşama çözümün beklenen maliyetini en aza indiren bir birinci aşama çözümünün belirlenmesi amaçlanmaktadır. Buradaki maliyet, ilk aşama çözümünün yanı sıra yardımcı eylemlerin maliyetlerinden oluşmaktadır (Gendreau 1996).

SARP’da yardımcı eylemli stokastik programlama ile modellenen çalışmaların çoğunda problem iki kademedan oluşmaktadır. İlk aşamada beklenen minimum maliyetli başlangıç rotası oluşturulmaktadır. Araç belirlenen güzergâhta yol alırken bazı noktalarda kapasitenin aşılması halinde rota kırılmaları oluşabilmekte ve yardımcı eylem politikaları kullanılmaktadır. Aracın rotayı tamamlamasından sonra başlayan ikinci aşama ise, aracın depo ve müşteriler arasında gerçekleşen geçiş sırasının bilinmesiyle sona ermektedir (İşleyen 2008). Kısacası yardımcı eylemli stokastik programlamada rota kırılmasına izin verilmektedir. Fakat rota kırılmasının ardından hangi yardımcı eylem tekniğinin kullanması gerektiğini tayin etmek gerekmektedir (Gendreau *et al.* 1996). Yardımcı eylemli stokastik programlamada sıklıkla kullanılan yardımcı eylem tekniği aşağıdaki gibi sıralanabilir:

1. Kapasiteye ulaşıldığında veya kapasite aşıldığında araç yükleme, boşaltma gibi operasyonlar için depoya geri döner. Sonrasında araç, rota kırılmasının olduğu müşteriden başlayarak tura devam eder. Bu teknik “depoya geri dönüş” şeklinde adlandırılmaktadır.
2. Rota kırılması meydana gelmeden önce araç depoya giderek yeniden stoklama yapabilir. Açıkçası bu önleyici politikada gerçek konumdan yükleme için depoya gitmek, uzak bir konumda bir rota kırılması beklemekten çoğu zaman daha az maliyetli olabilir.
3. Rota kırılmasından sonra veya talebi bilinen her müşteriye hizmet verildikten sonra, kalan hizmet verilmeyen müşteriler için rota yeniden optimize edilmektedir. Sıradan rotalamanın bir parçası olarak devam etme ya da araca yeniden yükleme yoluyla hangi müşterinin daha sonra ziyaret gerektiğine dair bir karar verilmektedir (Oyola *et al.* 2018).

Şans kısıtlı stokastik programlama

İlk olarak Charnes and Cooper (1959) tarafından önerilen şans kısıtlı stokastik programlama rassal değişken olan parametrelerin belirli olasılık dağılımı ile gösterilmesi ve bu olasılıklı yapının problemin amaç fonksiyonu ve kısıtlarında olasılık fonksiyonu ile ifade edilmesidir (Kail and Mayer 2005). Bu teknikte problemin şans kısıtlarının yerine bu şans kısıtlarının nonlinear deterministik eşdeğerleri alınarak problem bilinen nonlinear programlama metotlarıyla çözüme kavuşturulur.

Bazı kısıtlamaların en azından önceden tanımlanmış bir olasılıkla karşılandığı şans kısıtlı stokastik programlamada amaç, rota kümelerini tasarlamak ve stokastik şans kısıtlamaları altında ulaşım maliyetlerini en aza indirmektir. Şans kısıtlı programlama, çözümün en azından önceden belirlenmiş olan α olasılığıyla modellenmesi için güçlü bir

araçtır. Burada α karar verici tarafından önceden belirlenmiş bir güven seviyesidir (Li *et al.* 2010). Kısacası bu teknikteki ana işleyiş problemin rassal kısıtları ve amaç fonksiyon parametrelerini önceden belirlenmiş olan bilinen bir dağılım ve ona ait güven seviyelerini kullanarak, eşdeğer deterministik parametre ve kısıtlara dönüştürerek modelin deterministik halinin çözülmesidir (Aksaraylı ve Pala 2015).

Şans kısıtlı doğrusal programlama modeli aşağıdaki gibi tanımlanır:

$$\max(\min) Z^{(k)}(x) = \sum_{j=1}^n c^{(k)}_j x_j \quad k = 1, \dots, K \quad (22)$$

$$P[\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \leq b_i] \geq 1 - \alpha_i, \quad i = 1, 2, 3, \dots, m \quad (23)$$

$$x_j \geq 0, \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (24)$$

$$\alpha_i \in (0,1) \quad i = 1, 2, \dots, m \quad (25)$$

Modeldeki $c^{(k)}$, a_{ij} ve b_i model parametreleridir ve bunlardan bazısı veya hepsi rasgele değişkenlerdir. α_i ise önceden belirlenen olasılıklardır. Burada x_j karar değişkenleri deterministik yapıdadır (Taha 2000). Modeldeki stokastik parametreler belirli bir dağılıma sahip olmalı ve α_i olasılık seviyeleri belirlenmelidir. Bu bilgilerle model deterministik hale getirilerek çözülmektedir (Aksaraylı ve Pala 2015).

Yukarıda verilen şans kısıtlı doğrusal programlama modelinde rasgele değişken olan katsayıların belli bir dağılıma sahip olması veya bu katsayıların ortak dağılımının bilinmesi gerekmektedir. Burada amaç; katsayıları rasgele değişken olan modeli bu rastgele değişkenlerden kurtararak, problemin deterministik denk formunun elde edilerek problemin çözülmesidir (Atalay ve Apaydın 2011).

Şans kısıtlı stokastik problemler için, katsayıların normal dağılıma sahip olması durumunda modelin deterministik eşitliklerinin elde edilmesi izleyen kesimlerde verilmiştir.

Katsayıları normal dağılıma sahip rasgele değişkenler olan şans kısıtlı modeller

$c^{(k)}$, a_{ij} ve b_i katsayılarından en az birinin rasgele değişken olduğu doğrusal programlama problemlerinde bu katsayıların genelde normal dağılım özelliği gösterdiği varsayılmaktadır. Bu varsayım altında 22-25 numaralı eşitliklerle modeli verilen şans kısıtlı stokastik doğrusal programlama probleminde $c^{(k)}$, a_{ij} ve b_i 'ler normal dağılım özelliği gösteren rassal değişkenlerdir. Katsayıları normal dağılım özelliği gösteren şans kısıtlarının belirlenmesi;

1) Yalnız a_{ij} katsayıları rasgele değişken,

- 2) Yalnız b_i katsayıları rasgele değişken,
- 3) Yalnız $c_j^{(k)}$ katsayıları rasgele değişken,
- 4) a_{ij} ve b_i katsayılarının her ikisi de rasgele değişken,
- 5) a_{ij} ve $c_j^{(k)}$ katsayılarının her ikisi de rasgele değişken,
- 6) $c_j^{(k)}$ ve b_i katsayılarının her ikisi de rasgele değişken,
- 7) a_{ij} , b_i ve $c_j^{(k)}$ katsayılarının hepsi rasgele değişken,

olarak 7 farklı şekilde ifade edilmektedir. Fakat ilk 4 durumun kombinasyonu ile diğer durumlar türetilir (Hulsurkar *et al.* 1997). Bu sebeple izleyen kesimlerde ilk 4 durum irdelenecektir.

Yalnız a_{ij} katsayılarının rasgele değişken olduğu durum

a_{ij} , $E(a_{ij})$ ortalamalı ve $Var(a_{ij})$ varyanslı normal dağılıma sahip rasgele değişken olsun. a_{ij} ve a_{kl} rasgele değişkenleri arasındaki kovaryansın bilindiği varsayalım. d_i rasgele değişkeni

$$d_i = \sum_{j=1}^n a_{ij}x_j, \quad i = 1, \dots, m \quad (26)$$

olarak tanımlansın. $a_{i1}, \dots, a_{in}$ katsayıları normal dağılıma uyan rasgele değişkenler ve $x_1, \dots, x_n$ karar değişkenleri olmak üzere, d_i rasgele değişkeni

$$E(d_i) = \sum_{j=1}^n E(a_{ij}x_j), \quad i = 1, \dots, m \quad (27)$$

ve

$$Var(d_i) = X^T V_i X, \quad i = 1, \dots, m \quad (28)$$

ile normal dağılır. Burada V_i , i. kovaryans matrisi aşağıdaki gibi tanımlanabilir:

$$V_i = \begin{bmatrix} Var(a_{i1}) & Cov(a_{i1}, a_{i2}) & \dots & Cov(a_{i1}, a_{in}) \\ Cov(a_{i2}, a_{i1}) & Var(a_{i2}) & \dots & Cov(a_{i2}, a_{in}) \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ Cov(a_{in}, a_{i1}) & Cov(a_{in}, a_{i2}) & \dots & Var(a_{in}) \end{bmatrix}$$

Dolayısıyla 22-25 numaralı eşitliklerle tanımlanan modelin kısıtları,

$$P[d_i \leq b_i] \geq 1 - \alpha_i, \quad (29)$$

$$P\left[\frac{d_i - E(d_i)}{\sqrt{Var(d_i)}} \leq \frac{b_i - E(d_i)}{\sqrt{Var(d_i)}}\right] \geq 1 - \alpha_i, \quad i = 1, \dots, m \quad (30)$$

halinde yazılabilir. Burada $\frac{d_i - E(d_i)}{\sqrt{Var(d_i)}}$, ortalaması sıfır ve varyansı bir olan standart normal dağılıma sahip rasgele bir değişkendir. $\Phi(z)$, standart normal dağılıma sahip z 'nin dağılım fonksiyonu olmak üzere,

$$P[d_i \leq b_i] = \Phi\left[\frac{b_i - E(d_i)}{\sqrt{Var(d_i)}}\right] \quad (31)$$

biçiminde yazılır. Eğer K_{α_i} , $\Phi(K_{\alpha_i}) = 1 - \alpha_i$, olan standart normal değişkenin değeri olarak alınırsa 30 numaralı kısıt,

$$\Phi\left[\frac{b_i - E(d_i)}{\sqrt{Var(d_i)}}\right] \geq \Phi[K_{\alpha_i}], \quad i = 1, \dots, m \quad (32)$$

olarak yazılır. 32 numaralı eşitsizlik, sadece

$$\frac{b_i - E(d_i)}{\sqrt{Var(d_i)}} \geq K_{\alpha_i} \quad (33)$$

olduğu durumda sağlanır, ya da

$$E(d_i) + K_{\alpha_i} \sqrt{Var(d_i)} \leq b_i \quad i = 1, \dots, m \quad (34)$$

olarak da gösterilebilir. 34 numaralı eşitsizlikte d_i rasgele değişkeninin değeri yerine yazılarak,

$$\sum_{j=1}^n E(a_{ij}) x_j + K_{\alpha_i} \sqrt{X^T V_i X} \leq b_i \quad i = 1, \dots, m \quad (35)$$

eşitsizliği elde edilir. 35 numaralı kısıt, orijinal olasılıksal doğrusal kısıtlara eşdeğer, deterministik doğrusal olmayan kısıtlardır. Bu durumda, olasılıksal programlama probleminin çözümü

$$\max(\min) = z^{(k)}(x) = \sum_{j=1}^n c_j^{(k)} x_j, \quad k = 1, \dots, K \quad (36)$$

$$\sum_{j=1}^n E(a_{ij}) x_j + K_{\alpha_i} \sqrt{X^T V_i X} \leq b_i \quad i = 1, \dots, m \quad (37)$$

$$x_j \geq 0, \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (38)$$

biçiminde oluşturulan deterministik doğrusal olmayan programlama probleminin çözümü ile elde edilir. Eğer tüm normal dağılımlı a_{ij} rasgele değişkenleri bağımsız ise kovaryans terimlerinin hepsi sıfır olacaktır ve 35 numaralı kısıtlar,

$$\sum_{j=1}^n E(a_{ij}) x_j + K_{\alpha_i} \sqrt{\sum_{j=1}^n Var(a_{ij}) x_j^2} \leq b_i \quad i = 1, 2, \dots, m \quad (39)$$

haline dönüşecektir (Hulsurkar et al. 1997).

Yalnız b_i katsayıları rasgele değişken olduğu durum

b_i , $E(b_i)$ ortalamalı ve $Var(b_i)$ varyanslı normal dağılıma sahip rasgele değişkenler olsun. Bu durumda 22-25 numaralı eşitliklerle verilen şans kısıtı,

$$P \left[\frac{(b_i - E(b_i))}{\sqrt{Var(b_i)}} \geq \frac{(\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j - E(b_i))}{\sqrt{Var(b_i)}} \right] \geq p_i, i = 1, 2, \dots, m \quad (40)$$

olarak yazılır. Burada $p_i = 1 - \alpha_i$ ve $\frac{(b_i - E(b_i))}{\sqrt{Var(b_i)}}$ standart normal rasgele değişkendir. Bu durumda 40 numaralı eşitsizlik

$$P \left[\frac{(b_i - E(b_i))}{\sqrt{Var(b_i)}} \leq \frac{(\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j - E(b_i))}{\sqrt{Var(b_i)}} \right] \leq 1 - p_i, \quad (41)$$

şekline dönüşür. Eğer K_{pi} , $\Phi(K_{pi}) = 1 - p_i$ olan standart normal değişkenin değeri olarak alınırsa 41 numaralı kısıtlar,

$$\Phi \left[\frac{(\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j - E(b_i))}{\sqrt{Var(b_i)}} \right] \leq \Phi[K_{pi}], \quad (42)$$

şeklinde gösterilir. 42 numaralı eşitsizlik sadece

$$\frac{\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j - E(b_i)}{\sqrt{Var(b_i)}} \leq K_{pi}, \quad i = 1, 2, \dots, m \quad (43)$$

olduğu durumda sağlanır ya da,

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \leq E(b_i) + K_{pi} \sqrt{Var(b_i)}, \quad i = 1, 2, \dots, m \quad (44)$$

şeklinde de yazılabilir. Böylece olasılıksal doğrusal programlama problemine denk olan deterministik doğrusal programlama problemi,

$$\max(\min) = z^{(k)} = \sum_{j=1}^n c_j^{(k)} x_j, \quad k = 1, \dots, K \quad (45)$$

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \leq E(b_i) + K_{pi} \sqrt{Var(b_i)} \quad i = 1, 2, \dots, m$$

$$x_j \geq 0 \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (46)$$

olarak ifade edilir (Hulsurkar et al. 1997).

Yalnız $c_j^{(k)}$ katsayıları rasgele değişken olduğu durum

$c_j^{(k)}$ katsayıları normal dağılıma sahip rasgele değişkenler olduğundan; $z^{(k)}$ amaç fonksiyonu da normal dağılıma sahip olacaktır. Amaç fonksiyonu $z^{(k)}$ 'nin ortalaması $E(z^{(k)})$ şeklinde verilsin. Bu durumda olasılıksal doğrusal programlama problemine denk

olan deterministik doğrusal programlama denklemi aşağıdaki gibidir:

$$E(z^{(k)}) = \sum_{j=1}^n E(c_j^{(k)}) x_j, \quad k = 1, \dots, K \quad (47)$$

Burada, $E(c_j^{(k)})$, $c_j^{(k)}$ 'nin ortalama değeridir. Böylece beklenen değer modeline (E-model) sahip deterministik amaç fonksiyonu aşağıdaki gibi olacaktır (Hulsurkar *et al.* 1997):

$$\max(\min) = E(z^{(k)}) = \sum_{j=1}^n E(c_j^{(k)}) x_j, \quad k = 1, \dots, K \quad (48)$$

a_{ij} ve b_i katsayıları rasgele değişken olduğu durum

$h_i = \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j - b_i$ olarak tanımlanan bir rasgele değişkendir. Buna göre 22-25 numaralı eşitliklerle verilen modelin kısıtları şu şekilde yazılabilir:

$$P[h_i \leq 0] \geq 1 - \alpha_i, \quad i = 1, 2, \dots, m \quad (49)$$

h_i normal dağılıma sahip rasgele değişkenlerin doğrusal kombinasyonu olarak verildiğinden normal dağılıma sahip olacaktır. Böylece 49 numaralı kısıt,

$$P \left[\frac{h_i - E(h_i)}{\sqrt{\text{Var}(h_i)}} \leq \frac{-E(h_i)}{\sqrt{\text{Var}(h_i)}} \right] \geq 1 - \alpha_i, \quad i = 1, \dots, m \quad (50)$$

biçiminde yazılacaktır. Burada $\frac{(h_i - E(h_i))}{\sqrt{\text{Var}(h_i)}}$ standart normal dağılıma sahip rasgele değişkenlerdir. Böylece K_{α_i} , $\Phi[K_{\alpha_i}] = 1 - \alpha_i$ olan standart normal değişkenin değeri olarak alınırsa 50 numaralı kısıt

$$\Phi \left[\frac{-E(h_i)}{\sqrt{\text{Var}(h_i)}} \right] \geq \Phi [K_{\alpha_i}], \quad i = 1, \dots, m \quad (51)$$

şeklinde ifade edilir. 51 numaralı eşitsizlik sadece,

$$\frac{-E(h_i)}{\sqrt{\text{Var}(h_i)}} \geq K_{\alpha_i}, \quad i = 1, \dots, m \quad (52)$$

olduğu durumda sağlanır veya

$$E(h_i) + K_{\alpha_i} \sqrt{\text{Var}(h_i)} \leq 0, \quad i = 1, \dots, m \quad (53)$$

olarak da ifade edilebilir. Bu durumda olasılıksal doğrusal programlama problemine denk olan doğrusal olmayan deterministik programlama problemi

$$\max(\min) = z^{(k)}(x) = \sum_{j=1}^n c_j^{(k)} x_j, \quad k = 1, \dots, K \quad (54)$$

$$E(h_i) + K_{\alpha_i} \sqrt{\text{Var}(h_i)} \leq 0, \quad i = 1, \dots, m \quad (55)$$

$$x_j \geq 0 \quad j = 1, 2, \dots, n \quad (56)$$

haline dönüştürülür (Taha 1997).

Rotalama Problemleri İçin Çözüm Yöntemleri

Daha önce de bahsedildiği gibi kombinatorial optimizasyon problemleri çözüm verme sürelerine göre sınıflandırılabilir. Polinom zamanlı algoritma, çalışma süresinin üstten herhangi bir $P(n)$ polinomu ile sınırlı olduğu algoritmadır. Burada n girdi verisinin boyutunu ifade etmektedir. Polinom zamanlı algoritmalarla çözülebilen problemler P sınıfı problem olarak bilinmektedir. Kısacası bu problemler $O(n^k)$ zamanda çözüme kavuşturulan problemlerdir. Boyutu arttıkça makul zamanda kaliteli çözüm veremeyen problemler ise NP -zor problem sınıfına aittir. Bu problemler ise $O(2^n)$ zamanda çözülürler.

Kombinatorial optimizasyon problemlerinin kesin ve kesin olmayan olmak üzere iki farklı çözüm metodu bulunmaktadır.

Kesin metotlar

Kesin metotlar en iyi çözümü garanti eden metotlardır. Fakat buna rağmen problem boyutu arttıkça hesaplama süresi ve hafıza ihtiyacı sebebiyle uygun zamanda bu işlemi gerçekleştiremezler. Bu gibi hallerde kesin olmayan metotlardan olan yaklaşık metotlara sıkça başvurulur. Dal-sınır, dal-kesme, kesme düzlemi algoritmaları, dinamik programlama gibi metotlar kesin metotlardır.

Kesin olmayan metotlar

Kesin olmayan metotlar yaklaşık ve sezgisel olarak iki çeşittir. Bu metotlar kesin metotlardan farklı olarak optimal çözümü garanti etmezler ancak en iyiye yakın bir çözüme daha makul zamanlarda erişebilirler. Kesin yöntemlerle çözüme ulaşılamayan yoğun hesaplama karmaşıklığı ve çözüm zamanı gerektiren NP -zor problemlerin çözümünde bu metotlardan yararlanılmaktadır.

Yaklaşık metotlar kullanılarak ulaşılan çözümlerin optimum çözüme ne kadar yakın olduğu yüzdelik bir oranla bilinmektedir. Sezgisel metotlarda ise böyle bir bilgiye ulaşmak söz konusu değildir (Ignizio 1980). Elmas (2007) sezgisel algoritmaların incelenen problemin özelliğine göre hazırlandığını ve sezgisellerin, her daim optimum sonuca ulaşmayı garanti etmedikleri gibi her daim aynı performansı göstermediğini belirtmiştir. Ek olarak sezgiseller en kötü senaryoda optimum çözümden çok uzak sonuçlar elde edebilir fakat iyi tasarlanmış sezgisel algoritmalar en iyi yaklaşım algoritmalarından daha iyi performans gösterebilirler (Uğurlu 2018). En yakın komşu algoritması, açgözlü algoritmalar, tasarruf algoritması sıklıkla kullanılan sezgisel algoritmalarındandır. Bu grup klasik sezgisel metotlar olarak bilinmektedir.

Literatürde yapılan araştırmalar incelendiğinde klasik sezgisellerden farklı olarak oldukça sık kullanılan ve kaliteli çözümler üreten meta-sezgisel metotlara da çokça başvurulduğu görülmektedir. Problem boyutunun artmasıyla kesin çözüm yöntemleri ile makul bir sürede çözilemeyen NP-zor yapıdaki karmaşık optimizasyon problemlerinin çözümü için genellikle doğadaki olaylardan esinlenerek tasarlanmış olan meta-sezgisel algoritmalar tercih edilmektedir.

Meta-sezgiseller ile klasik sezgiseller arasındaki en büyük fark meta-sezgisellerin çözüm uzayında yoğun ve derin bir arama yapmaları ve ihtiyaç halinde uygun olmayan çözümleri de göz önünde bulundurmalarıdır. Bu nedenle meta-sezgisel metotlar daha kaliteli çözümler bulabilmektedir. Ancak meta-sezgisellerin en iyi şekilde performans göstermeleri için parametrelerin duruma uygun olarak ayarlanması icap etmektedir (Laporte *et al.* 2000). Literatürde GA, tabu arama algoritması, tavlama benzetimi, KKA gibi meta-sezgisel metotların kullanımına sıkça rastlanılmaktadır.

Bu tez çalışması kapsamında ele alınan HÇPP ve SSZ-HÇPP, NP-zor problem sınıfına ait olduğundan makul sürede en iyi çözümlere erişmek için problemlere çözüm yaklaşımı olarak daha önce hiç kullanılmamış olan açgözlü arama tabanlı bir sezgisel ve KKA tabanlı meta-sezgisel olmak üzere iki algoritma önerilmiştir. Bu sebeple izleyen kesimlerde ilk olarak açgözlü arama sezgiseli ve KKA meta-sezgiseli incelenmiş olup daha sonra geliştirilen algoritmalara yer verilmiştir.

Açgözlü arama (Greedy Search) algoritması

Klasik sezgisel algoritmalarından biri olan GSA tasarım basitliği ve en uygun çözüme yaklaşımı açısından optimizasyon problemlerinin çözümünde sıklıkla kullanılan bir tekniktir. Bu yöntemin mantığı oldukça kolaydır. Her adımda alternatif seçenekler arasından en iyisini tercih ederek ilerlemektedir. Her aşamada yerel bilgi kullanılarak bulunan en iyi çözüm değerinin global optimal çözüm değeri olma olasılığı vardır.

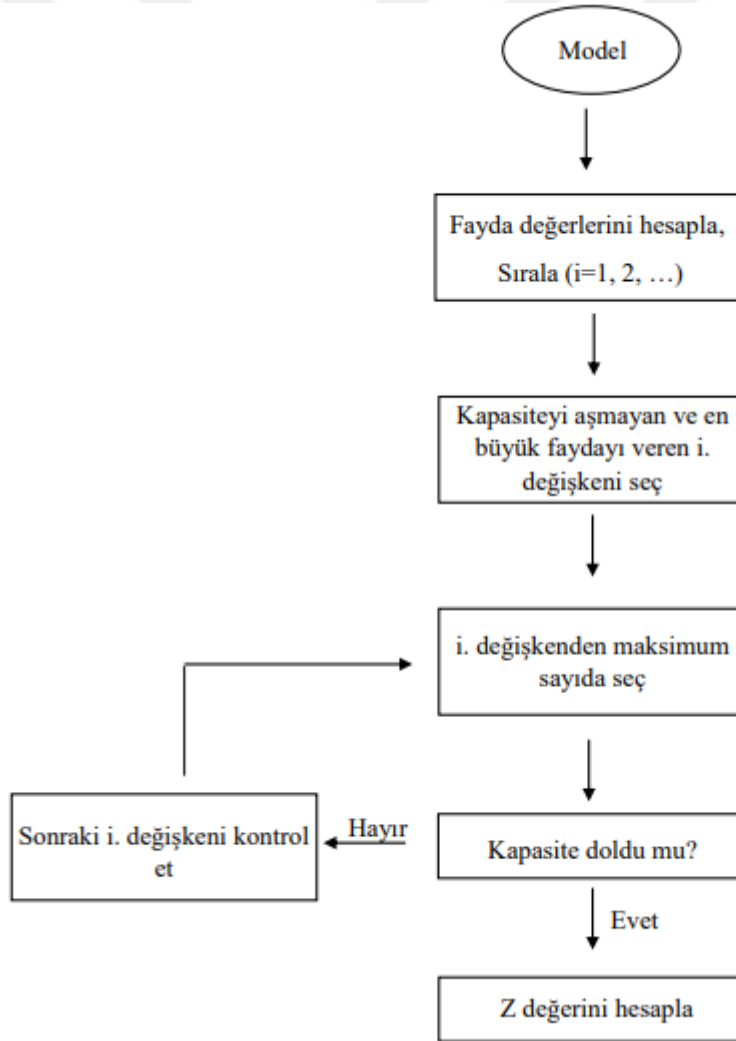
Açgözlü algoritmalar farklı problem çeşitlerini her daim en iyi çözüme ulaştırmasa da bazı problemler için en uygun çözümü bulmaktadırlar. Diğer sezgisellerle karşılaştırıldığında yoğun bir hesaplama gerektirmeyen bu algoritma anlık çözümler üretir ve gerektiğinde diğer algoritmaların ve sezgisellerin içinde de kullanılabilir.

Açgözlü algoritmaların genel özellikleri şu şekilde sıralanabilir (Berberler 2009):

- Bir defada tek bir karar verme,
- Karar verirken yerel bilgiyi kullanma,
- Karar verirken o an için en çok faydayı gözetme.

Algoritmada odak noktası maksimum faydayı aramak olduğu için açgözlü şeklinde isimlendirilmiştir. Farkında olmadan günlük hayatta çokça başvurulmuş bu algoritma her zaman en çok faydaya ulaşmayı hedeflemektedir. Ele alınan problemde amaç fonksiyonunu göz önünde bulundurarak, en büyük katsayılı değişkenin en fazla yarar sağlayacağı düşüncesiyle hareket eder ve önceliği, o değişkene en büyük değeri atamak olur. Tek kısıta sahip problemlerde ise, birim başına yararı hesaplamak suretiyle en çok faydayı sağlayan değişkenden en fazla seçerek kapasitesini doldurmaya çalışır (Durmuş 2018).

Algoritmanın çalışma mantığı kısaca şu şekilde özetlenebilir. Başlangıçta nesneler bir takım özelliklere göre sıralanır ve algoritma boş kümeden başlayarak çözüm kümesini genişletir. Bir defada tek nesne için karar verilir. Sondaki çözümün uygun olması durumunda nesne o anki geçerli çözüme eklenir; aksi durumda bir daha işleme alınmamak üzere elenir (Berberler 2009). GSA için genel bir akış diyagramı Şekil 7’de verilmiştir (Durmuş 2018).



Şekil 7. Greedy algoritması akış diyagramı

GSA'nın kullanımının önemi düşünüldüğünde bu algorithmadan elde edilen çözümlerin yakın sonuç vermesi önem arz etmektedir. Bu sebeple bu tez çalışmasının uygulama bölümünde test problemleri üzerinde, geliştirilen GSA'nın yakın sonuçlar verdiği gösterilmeye çalışılmıştır. Bu amaçla ele alınan problemler geliştirilen GSA ve KKA dayalı meta-sezgisel ile çözülmüş ve sonuçları karşılaştırılmıştır.

Karınca kolonisi optimizasyonu

Doğadaki gerçek karınca kolonilerinden etkilenecek ortaya çıkmış olan karınca kolonisi optimizasyonu kombinatorial optimizasyon problemlerinin çözümünde başvurulacak meta-sezgisellerdendir. KKA ilk kez Marco Dorigo tarafından 1992 yılında karıncaların doğal yemek bulma prosesinden esinlenerek geliştirilmiştir. Algoritma, karınca kolonilerinden ilham alarak geliştirildiğinden dolayı sistem karınca sistemi (KS), algoritma ise KKA olarak isimlendirilmektedir.

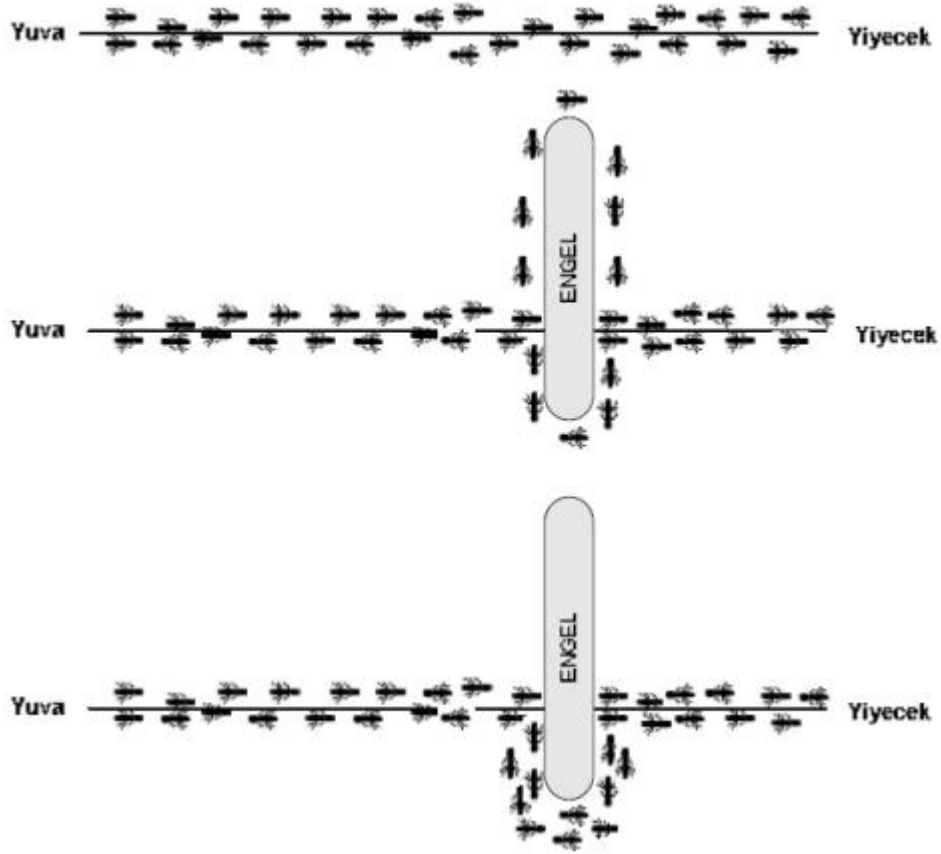
Algoritmanın çalışma mantığı kısaca şu şekildedir. Karıncalar yuva ile yemek arasındaki en kısa yolu tespit etmek için iletişim olanağı sunan feromon maddesinden faydalanırlar. Feromon karıncaların koku bırakmak için yola bıraktıkları maddedir. Bu maddenin bıraktığı koku miktarı; yemek ile yuva arasında kısa olan yollarda daha yoğundur. Karıncalar yemek bulmak için diğer karıncaların bıraktıkları feromon kokularını tespit ederek bu kokunun fazla olduğu yolu tercih etme eğilimindedir ve bu yol en kısa mesafeli yol olarak kabul edilmektedir. Feromon miktarının daha az olduğu yolların da karıncalar tarafından seçilme olasılığı vardır fakat koku yoğunluğunun fazla olduğu yolların seçilme olasılığı daha yüksektir. Koku miktarının az olduğu yolların seçimi bütün karıncaların aynı yolu kullanmasını engelleyerek yeni ve öncekilere göre daha kısa yolların keşfedilmesine olanak sağlamaktadır (Şahin ve Eroğlu 2014). Gerçek karıncaların bu doğal beslenme faaliyetleri yapay sistemler ile arama ve optimizasyon problemlerinin çözümünde kullanılmaktadır.

Doğadaki gerçek karıncaların yiyecek arama doğal davranışları sonucu ortaya çıkan KKA meta-sezgiselinde karıncalar doğal karıncalardan farklı bir takım özelliklere sahiptir. Gerçek karıncalar ve yapay karıncaların davranışları karşılaştırılarak maddeler halinde aşağıda sıralanmıştır (Dodurgalı 2010; Çalışkan 2011):

- Koloni elemanları, görevlerini birbirleri ile etkileşimli bir şekilde ve işbirliği yaparak çözüme kavuşturur.
- Gerçek ve yapay karıncaların her ikisi de feromon yoluyla kurulan iletişim ile çevrelerinde değişikliğe sebep olurlar.

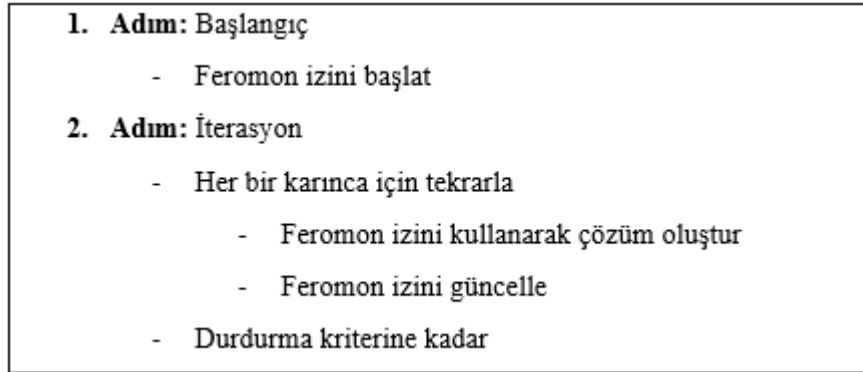
- Gerçek ve yapay karıncaların her ikisinin de yuvaya veya yiyeceğe ulaşma gibi ortak bir amacı vardır.
- Gerçek ve yapay karıncaların her ikisi de çözüme tekrarlı yerel aramalarla ulaşmaya çalışır.
- Yapay karıncalarda feromon bilgisi dışında ek problem parametreleri de algoritmanın içerisine dahil edilir.
- Yapay karıncalar gerçek karıncalardan farklı olarak problemle ilgili ayrıntıları ve izledikleri yolu tutabilen bir miktar hafızaya sahiptirler.
- Yapay karıncalarda bırakılan feromon miktarı sabit kabul edilirken, gerçek karıncaların bıraktıkları feromon miktarı değişkenlik gösterebilir.
- Feromon buharlaşması doğada yapay karıncalardan farklı olarak gerçekleşir.
- Yapay karıncalar ayrı zamanlarda yaşarlar. Her zaman diliminde, problem tanımına göre hareket ederler.
- Gerçek karınca türlerinin çoğu neredeyse kördür, buna karşın yapay karıncalar tamamen kör değildirler. Aday düğümler hakkında sezgisel bilgiye sahiptirler ve problem ya da amaç fonksiyonuyla ilgili bilgilere erişebilirler.

Şekil 8’de karıncaların yiyecek arama doğal davranışları durumu özetlemektedir. Burada ilk sırada yiyecek kaynağından yuvaya (veya tersine doğru) bir yol boyunca hareket eden karıncalar bulunmaktadır. Bu karıncaların önüne aniden bir engel bırakılıp yolun kesilmesi durumunda karıncalar gidilebilecek alternatif yollar üzerinden seçim yapmak zorunda kalırlar. İlk olarak karıncalar yollara eşit miktarda dağılmaktadır. Karıncaların bir bölümü engelin üst yolundan, bir bölümü ise engelin alt yolundan gitmektedir. Engelin üst tarafı alt tarafından daha uzun olduğundan karıncalar kısa olan alt yoldan daha kısa sürede yiyeceğe ulaşacak ve geldiği yoldan feromon salgılayarak geri döneceklerdir. Dolayısıyla kısa yol üzerindeki feromon yoğunluğu diğer yoldan daha fazla olacak ve bu yolda daha fazla feromon birikecektir. Bu sebeple bir sonra tüm karıncalar feromon oranı fazla olan bu yolu tercih etmeye başlayacaklardır ve en kısa yol üzerinden yuva ve yiyecek arasındaki bağlantı sağlanmış olacaktır (Okur 2018). Feromon uçucu bir madde olduğundan zamanla, yiyeceğe ulaşmayan yollardan da izleri kaybolacak ve karıncalar seçim yaparken yanılmayacaktır.



Şekil 8. Karıncaların yiyecek arama doğal davranışları

Genel bir KKA algoritması Şekil 9’da verilmiştir (Talbi *et al.* 2001).



Şekil 9. Genel karınca algoritması

İlk aşamada her bir karınca problem için olasılıklar çerçevesinde belirlenen geçiş kuralına göre çözüm üretmektedir. Bu evrede genellikle iki alternatif bulunmaktadır (Başkan 2009). İlk alternatif q_0 olasılıkla feromonun en yoğun olduğu yolun seçilmesidir. q_0 parametresi genellikle %90 olarak alınmaktadır. Diğer alternatif ise geçilmesi mümkün olan yollardan birinin, yollardaki feromon izleriyle orantılı şekilde seçilmesidir. Bu şekilde yol seçimi olasılığı $1 - q_0$ oranındadır. Bu olasılıklara göre yol seçimi yapılmaktadır (Dodurgalı 2010). Üretilen çözüm genellikle feromon yoğunluğuna bağlı olmaktadır.

Problem için tüm karıncalar çözüm ürettikten sonra feromon güncelleme aşamasına geçilmektedir. Feromon güncellemesinde iki ana bileşen mevcuttur (Başkan 2009):

1. Buharlaştırma evresinde; feromon miktarı belli bir oranda buharlaştırılır.
2. Bu evrede ise karıncalar buldukları çözüme uygun olarak feromon depolarlar. Burada karıncaların geçtikleri yollardaki feromon miktarı; o yolu kullanan karıncanın yol uzunluğuyla ters orantılı bir şekilde arttırılmaktadır. Bu süreç durdurma kriteri sağlanıncaya kadar devam etmektedir.

Buharlaştırma oranı önceki çözümlerin önemini azaltmaya yardımcı olmaktadır. Bu şekilde yerel optimumlara takılma, aramanın yavaşlaması ya da durması engellenmeye çalışılmakta ve kötü sonuç veren kenar ikililerinin seçilme ihtimalleri düşürülmektedir. Yol uzunluğuyla ters orantılı olarak yapılan feromon artışıyla ise, iyi çözümlerin öneminin arttırılması amaçlanmaktadır (Ekizler 2011).

KKA'nın farklı versiyonlarında değişik feromon güncelleme kuralları kullanılmıştır. Genel olarak KKA'da lokal ve global olarak iki seviyede feromon güncellenmekte ve bir yolun toplam feromon seviyesi; lokal ve global feromon seviyesinin toplamından meydana gelmektedir.

- Lokal feromon güncellemesinde, karıncalar turlarını tamamladıktan sonra, öncesinde bulunan feromonlar belli miktarda buharlaştırılmakta ve tüm karıncaların geçtikleri yollarda yine belli bir miktar feromon artışı sağlanmaktadır (Solnon 2008). Lokal feromon güncellemesi her turda yapıldığından; turları dinamik bir şekilde değiştirmektedir. Değişen feromon miktarlarına göre karıncalar da her iterasyonda turlarını değiştirmektedir. Ve böylece sürekli olarak daha kısa turların bulunması amaçlanmaktadır (Kapukaya 2019).
- Global feromon güncellemesi, anlık iterasyonda en iyi sonucu veren karıncanın izlediği yolun feromon miktarını artırarak yapılır. Bu yolla her adımda bulunan en iyi veriler belli bir oranda sonraki adımlara aktarılır (Kapukaya 2019). Global feromon güncellemesi kısa olan rotaların kullanımını özendirmekte ve gelecekteki rotaların en başarılı çözüm içerisinde bulunan yolları kullanma ihtimalini arttırmaktadır (Ekizler 2011). Bütün karıncaların turlarını bitirdikten sonra yapılan bu güncellemede, ilk olarak her bir karınca için toplam yol uzunluğu hesaplanır. Sonrasında ise en kısa yolu kullanan karınca bulunarak söz konusu karıncaya göre güncelleme yapılır (Solnon 2008).

SSZ-HÇPP için önerilen sezgisel yaklaşım

Bu çalışma kapsamında geliştirilen sezgisel algoritma açgözlü arama tabanlıdır ve mantığı şu şekildedir: Hiyerarşilere bağlı kalarak ilk olarak başlangıç düğümünden yola çıkan araç için gidilmemiş yolların listesi tutulmaktadır. Bu işlem iki seviyede olmaktadır:

1. Eğer bu listede eleman varsa; araç daha önce geçilmemiş olan bu yollar arasından kendisine en yakın olan minimum süreli/mesafeli yolu seçmektedir. Algoritmada seçilen ayrıtın daha önce kullanılıp kullanılmadığını anlamak için ziyaret verilerini tutan bir matris oluşturulmuştur. Eğer bir ayrıtın ziyaret verisindeki değeri 0 ise o ayrıtın kullanılmadığı, ancak söz konusu ziyaret verisindeki değeri 1 veya daha büyük bir sayıysa o ayrıtın daha önce kullanıldığı anlamına gelmektedir. Toplam gidilen mesafe/süre değeri ve seçilen düğüme göre anlık konum güncellemeleri yapılır.
2. Fakat daha önce seçilmemiş yol yoksa yani tüm yollar kullanıldıysa seçilmiş olan tüm yollar arasındaki en kısa süreli yol seçilmektedir. Bu seçim sonrasında yine önceki seviyede yapılan rota, mesafe ve ziyaret verisi güncellemeleri yapılmaktadır.

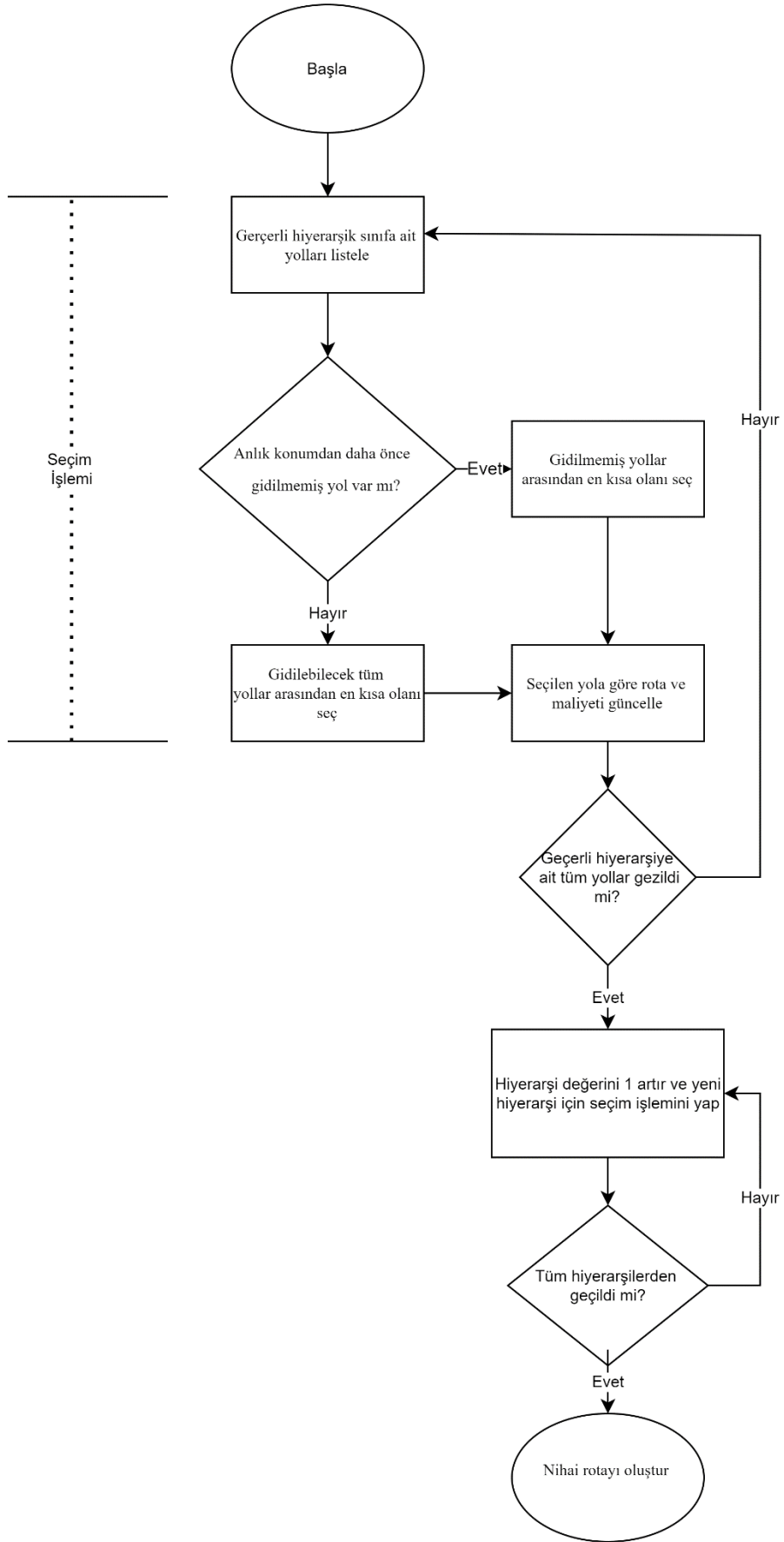
Bu iki seviyeden herhangi birinde bir düğüm veya ayrıt seçilmiş olacaktır. Sonrasında seçilen düğüm rotaya, seçilen ayrıtın maliyet değeri ise toplam maliyet değerine eklenmektedir. Ayrıca seçilen ayrıtın kullanıldığını belirten bir güncelleme yapılmaktadır. Yeni konuma geldikten sonra bazı kontroller yapılmaktadır. İlk olarak eğer algoritma tüm hiyerarşilerdeki tüm ayrıtları gezdiyse ve konumu 1 ise çalışmayı bitiriyoruz. Yani şebeke üzerinde tüm hiyerarşilere ait gidilmemiş yol kalmadığında araç, bulunulan noktadan başlangıç noktasına dönmektedir. Matlab-2019b programlama dili kullanılarak geliştirilen algoritmanın pseudo kodu Şekil 10'da sunulmuştur. Ayrıca algoritmanın akış diyagramı Şekil 11'de verilmiştir.

```

konum : Anlık konum
h: Anlık hiyerarşi seviye değeri
MH : Maksimum hiyerarşi değeri
rota : Algoritmanın sonuç itibariyle elde edeceği tüm rotayı tutar.
M : Mesafe matrisi
%Başlangıç değerlerin atanması
konum = 1;
h=1;
    M = dosyadanGetir();
    for i=1:length(M)
        for j=1:length(M)
            deger = M[i,j]
        end
    end
    while true
        gidilmemisDugumler = gidilmemisBul(konum,h)
        if ~isempty(gidilmemisDugumler)
            [minCost, index]= minGetir(gidilmemisDugumler)
        else
            secenekDugumler = tumSecenekleriGetir(konum,h)
            [minCost, index]= minGetir(secenekDugumler)
        end
        toplamMesafe = toplamMesafe + minCost
        rota = rotaEkle(index)
        konum = index
        if kullanilmamisAyritKontrol() == false
            if h == MH && konum == 1
                break;
            elseif h < MH
                h = h + 1;
            end
        end
    end
end

```

Şekil 10. Geliştirilen sezgisel algoritmanın pseudo kodu



Şekil 11. Sezgisel algoritma akış diyagramı

Geliştirilen bu algoritma; tez çalışması kapsamında hem HÇPP için hem de SSZ-HÇPP için kullanılmıştır. SSZ-HÇPP’de tek fark amaç fonksiyonunda mesafe değerleri yerine normal dağılım özelliği gösteren sürelerin kullanılmasıdır. Dolayısıyla algorithmada süre değerleri için rastgele değer üreten “random fonksiyonu” kullanılmıştır.

SSZ-HÇPP için önerilen meta-sezgisel yaklaşım

Bu çalışma kapsamında ele alınan yeni bir problem türü olan SSZ-HÇPP için yeni bir meta-sezgisel algoritma önerilmiştir. Geliştirilen algoritmanın çalışma mantığı KKA’ya benzemekle birlikte KKA’dan oldukça farklı yönleri bulunmaktadır. Sunulan meta-sezgisel algoritmanın akışı içinde bu benzerlik ve farklılıklara değinilecektir.

Önerilen algoritma Matlab-2019b programlama dili kullanılarak kodlanmıştır. Geliştirilen algoritmanın mantığının daha iyi anlaşılabilmesi için bu bölümde, tez çalışması kapsamında ele alınan test problemleri için algoritma ilerletilerek her bir olası durum açıklanmaya çalışılmış ve yorumlanmıştır.

Başlangıç durumu

Çalışmada ilk olarak belirlememiz gereken üç parametre bulunmaktadır:

- 1-Karınca sayısı
- 2-İterasyon sayısı
- 3-Karınca veri tablosu büyüklüğü

Karınca sayısı önemli parametrelerden biridir. Karınca sayısının fazla olması daha fazla sonuç verip şansı artırarak çözümü iyileştirebilir. Ancak daha fazla karınca olması özellikle büyük boyutlu problemlerde iterasyon sayısını artırarak çalışma süresinin uzamasına sebep olmaktadır. Algorithmada karınca sayısı 300 adet olarak belirlenmiştir.

İterasyon sayısı optimal sonuca varmak için gerekli adım sayısıdır. Probleme bağlı olarak değişkenlik gösterebilmektedir. Düşük iterasyon sayısı sonuca ulaşmada yetersiz kalabilir ancak iterasyon sayısının yüksek alınması da hesaplama zorluğunu ve dolayısıyla çalışma süresini uzatmaktadır (Kapakaya 2019). Önerilen algorithmada iterasyon sayısı 1000 adet olarak belirlenmiştir. Böylelikle küçük boyutlu problemlerde bu iterasyon sayısına ulaşmadan optimum sonucun bulunduğu gözlemlenmiş, büyük boyutlu problemlerde de iyi çözüm değerlerine ulaşılmıştır.

1000 adet karınca 1. düğümden rastgele olarak sırayla salınmaktadır. Bu durumda karıncalar, bir düğümden, bir sonraki düğüme giderken sadece mesafe verisine bakarak seçilme olasılıklarını hesaplamaktadır. Böylece en yakın olan düğümün seçilme olasılığı

artmaktadır, fakat bu düğümün kesin seçilmesi gibi bir durum söz konusu değildir. Bu rastgele bir seçim olacaktır ancak sadece yakın olan düğümün veya kısa olan yolun seçilme olasılığı daha yüksek hale gelmektedir.

Ayrıca algoritmada her bir karınca için bir de “ziyaret matrisi” bulunmaktadır. Bu ziyaret matrisi, karıncanın gezdiği rotalarda bir yolu kaç defa kullandığını göstermektedir. Bu ziyaret matrisinin boyutu Düğüm Sayısı x Düğüm Sayısı kadardır. Tüm karıncalar için bu ziyaret matrisinin başlangıç değerleri 0’dır. Örneğin karınca başlangıçta x düğümünden y düğümüne gidecek olursa ziyaret matrisinde o yola ait değerler 1 artırılarak güncellenmiş olmaktadır. Karıncanın başlangıç durumu (Şekil 12) ve sonrasında 1. düğümünden 8. düğüme gittiği (Şekil 13) örneğe ait ziyaret matrisi aşağıdaki gibi güncellenmiş olacaktır.

0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Şekil 12. Başlangıç ziyaret matrisi



0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Şekil 13. Güncellenmiş ziyaret matrisi

Genel amaç bu ziyaret verisindeki sayıları düşük tutmaktır. Çünkü bu yollar ne kadar az kullanılırsa rotanın uzunluğunu da o kadar düşük tutma şansımız olacaktır. GSP’den farklı olarak HÇPP için geliştirilen bu yeni algoritmada karınca feromon miktarının bir önemi kalmamaktadır. Çünkü bu problem türünde bir yolun birden fazla kez geçilme ihtimali bulunmaktadır. Eğer her bir yol yalnızca bir kez kullanılsaydı her yola bir feromon miktarı atanabilirdi. Ancak bir yol birden fazla kez kullanılabileceği için burada feromon miktarı önemini kaybetmektedir. Bu sebeple bu algoritmada feromon miktarı yerine bir yolun kaç kez kullanıldığını gösteren ziyaret verileri kullanılmıştır. Kısacası geliştirilen KKA tabanlı bu algoritmada feromon üzerinden işlemler yapılamadığı için maliyeti düşürmek adına ziyaret verisi üzerinden gidilmektedir. Bu matris, bir yol genel olarak ne kadar az kullanılırsa toplam maliyet o kadar az olacağı için karıncayı o yolu daha az kullanmaya ikna etmeye çalışma mantığıyla oluşturulmuştur. Eğer algoritmada ziyaret verisi kullanılsaydı karınca sürekli lokal minimuma takılıp belirli yerlerde dolaşacaktı. Lokal minimuma takılmayıp dışarıdaki çözümleri de göz önünde bulundurmak ve daha iyi sonuçlara erişme ihtimalini oluşturmak adına kullanılan ziyaret matrisi ile bu sorun da giderilmiştir. Böylelikle algoritmada ziyaret verisinin kullanım amacı aşağıdaki gibi sıralanabilir:

1. Maliyeti azaltmak,
2. Sürekli lokal minimumda dolaşmayı engellemek.

Algoritmada karıncaların 2 farklı rota değeri mevcuttur. Bunlardan ilki genel rotadır. Genel rota karıncanın 1. düğümden başlayıp hiyerarşi kurallarına uyarak tekrar 1. düğüme dönene kadar ziyaret ettiği düğümleri sırayla tutan bir rota değeridir. Bir diğer rota değeri ise her bir hiyerarşinin ayrı ayrı rotasının tutulduğu rota değeridir.

1. iterasyon işlemleri

1. iterasyonda karıncaların her birisi “en yakın olan düğümün veya en kısa yolun seçilme ihtimali fazla olmakla birlikte rastgele seçimlerle” kendisine ait bu ziyaret matrisini doldurmaktadır. Yukarıda da bahsedildiği gibi karıncalar oluşturulduğunda ve gezinmeye başladığında bu ziyaret matrislerinin tüm başlangıç değerleri sıfırdır. Gezinmeye devam ettikçe bu değerler güncellenmektedir.

1000 karınca hiyerarşi kurallarına da uyarak bu şekilde dolaştıktan sonra her bir karınca için elimizde temelde 3 unsur kalmaktadır:

1. Karıncanın genel rotası (1. düğümden başlayıp, tekrar 1. düğüme geri dönerek oluşturduğu rota) ve hiyerarşi seviyelerine göre ayrı ayrı rotalar,
2. Karıncanın gittiği toplam mesafe/süre veya maliyet değeri (1. düğümden başlayıp tekrar başlangıç noktasına dönene kadar aldığı mesafe),
3. Karıncanın rotayı oluştururken elde ettiği ziyaret matris değeri.

Tüm karıncalar için yukarıda sıralanan bu üç değer oluşturulmaktadır. Karınca ve iterasyon sayısından sonra belirlenmesi gereken 3. parametre ise karınca veri tablosu büyüklüğüdür. Her bir karınca rotasını tamamladıktan sonra bu veri tablosuna eğer gerekiyorsa veriler kaydedilmektedir.

Veri tablosunda her hiyerarşi için 2 sütun gerekmektedir (1. sütunda 1. hiyerarşi rotası, 2. sütunda 1. hiyerarşi rota uzunluğu). Bu şekilde hiyerarşi sayısının 2 katı kadar sütun olacaktır. Tabloda kaç tane satır olacağı veya kaç karıncanın verisinin tutulacağı değeri ise “rota kapasitesi” adlı değişkende oluşturulmuştur. Bu değer istenilen ölçüde artırılabilir. Ancak değerın büyüklüğüne paralel olarak uygulama da o kadar yavaşlayacaktır. 200, 300 düğüme kadar aslında 3*düğüm sayısı tane karıncanın verisi tutulabilir.

Başlangıçta hiçbir yer ziyaret edilmediği için ziyaret matrisinde tüm veri değerleri sıfırdır. Karınca tüm rotayı tamamladıktan sonra “geçici ziyaret verileri” adında bir matris oluşturulmaktadır.

300 tane karınca olduğu için 300 tane matris olacaktır. Bu matrisler matematiksel mantıkla basitçe toplanıp, oradaki her bir değer karınca sayısına bölünerek her bir yol için ortalama bir değer elde edilmektedir. Aşağıdaki eşitlik ile her bir karıncanın değerlerini geçici ziyaret verileri matrisinde toplamış bulunmaktayız

$$\text{geçici ziyaret verileri} = \text{geçici ziyaret verileri} + k.\text{ziyaret verileri}; \quad (57)$$

Birinci iterasyonun sonunda bu 300 tane matrisin ortalama değeri hesaplanıp sadece 1. iterasyona özel olarak olduğu gibi kaydedilmektedir. Çünkü daha önce karınca gezmediği için elimizde başka bir ziyaret verisi yoktur. Diğer iterasyonlarda ise buharlaştırma miktarı ya da unutma katsayısı gibi bir oran kullanılmaktadır. Bu aşamada eski ortalama verilerinin %80’i alınarak %20’si buharlaştırılmakta ve yeni gelen, o iterasyonun karıncalarının ortalama değeriyle toplanıp, ortalamaları alınmaktadır. Dolayısıyla hem geçmiş ziyaret verileri kullanılmış olup, hem de karıncanın bu iterasyonda elde etmiş olduğu ziyaret verilerinin ortalaması alınarak toplanmış ve elde edilen değerlerin de ortalaması alınmıştır. Burada buharlaştırma işlemi istenilen miktarda yapılabilir. Bu çalışmada buharlaştırma oranı %20 olarak alınmıştır.

Bu şekilde birinci elemanı hiyerarşi değerleri, ikinci elemanı mesafe/süre değerlerinden oluşan ve 3 boyutlu bir matris olan ayrıt verisinin 3. elemanında da bu veri yer almıştır. Bu işlemle birlikte 2. iterasyona geçilmektedir.

2. iterasyon: karıncanın seçim işlemi

Karınca seçim işlemini veri tabanındaki rotalara bakarak, tek rotaya bakarak ya da ziyaret verilerine bakarak 3 farklı şekilde yapmaktadır.

Karınca 1. düğümden başlayıp adım adım aşağıda sıralanan işlemleri yapacaktır. Sıralanan bu işlemlerin tümü herhangi bir düğümde aynı şekilde tekrarlanmaktadır. İşlemlere başlamadan önce karıncaya, geçmişteki tüm iyi rotaları tutan, bir bakıma rota veri tabanı matrisinin bir kopyasını aktarılmaktadır.

- 1) 1. veya herhangi bir düğümdeyken seçim yapmadan önce ilk olarak o anda, o hiyerarşi içinde gidilmeyen başka ayrıtın bulunup bulunmadığı kontrol edilmektedir. Eğer gidilmeyen ayrıt varsa hiçbir şey yapmadan devam edilmektedir,

ancak yoksa yani o hiyerarşi içinde tüm yolları gezildiyse bu sefer karıncanın ayrıt seviyesi yani gezebileceği hiyerarşi seviyesi değeri 1 artırılmaktadır.

Bu işlemle gidilmemiş ayrıtın olup olmadığını kontrol edilmektedir. Eğer zaten karınca son hiyerarşideyse (max hiyerarşi) ve gidilen düğüm 1 ise karınca rota bulmuştur ve çıkış yapılmaktadır. Değilse ayrıt seviyesi 1 artırılmaktadır ve karınca bir sonraki hiyerarşiye geçmektedir. Ayrıca karınca son hiyerarşideyse ve tüm ayrıtları gezmesine rağmen henüz 1 düğümüne gelmediyse hiçbir şey yapmadan aşağıda açıklanan yöntemlere göre gezmeye devam edecektir.

- 2) Eğer devam ediliyorsa, demek ki hala graf yapısı içerisinde gezilmesi gerekmektedir. Şimdi de aynı hiyerarşide olmak şartıyla gidilmemiş ayrıt olup olmadığı kontrol edilmektedir. Eğer gidilmemiş ayrıt varsa sadece onların listesi alınmaktadır. Yani örneğin daha önce 1-3 ayrıtı kullanıldıysa bu ayrıt listeye alınmaz. Sadece daha önce kullanılmamış ayrıtlar listesi alınır.
- 3) 3. adımda ise ilk olarak karıncanın “yeni rotada” olup olmadığını kontrol edilmektedir.

Veri tabanına bakarak seçim

2. adımda bulunan olası hedefler için “seçenekler” matrisi oluşturulmaktadır. Bu matris 3 satır ve n sütundan oluşmaktadır. n değeri 2. adımda bulunan hedef sayıdır. Seçenekler matrisinin satırlarında ise sırasıyla;

1. birinci satırında; 2. adımda bulunan olası hedefler,
2. ikinci satırında; feromonların ortalama değerleri,
3. üçüncü satırında ise olasılık değerleri bulunmaktadır.

Bu seçimde feromonların hesaplanması işlemi şu şekilde yapılmaktadır. Karıncanın bulunduğu düğümünden gidebileceği en kısa mesafeli/sürekli yollar arasından en iyi değere sahip olan (en düşük) alınmakta ve 10000 gibi bir değere bölünmektedir. Bu işlemin amacı olasılık değeri olarak bir değer elde etmektir. Gidebileceği tüm hedefler için aynı işlem yapıldıktan sonra, bulunan bu değer yüksek olduğu yolun seçilme olasılığı o kadar artmış olacaktır.

Fakat burada şöyle sorunlu bir durum oluşabilir. Örneğin hedefler arasında olan bir düğümün veri tabanında bir karşılığı yoksa feromon ortalaması 0 olacak ve bu da o düğümün seçilmesini imkânsız hale getirecekti. Fakat bunun önüne geçmek için algoritmada bir işlem yapılmaktadır. Bu işlemle seçenekler matrisinde en küçük yani en kötü olan ortalamanın 0,1'i alınarak az da olsa ona seçilme olasılığı verilmektedir. Kısacası bu işlemle seçilme olasılığı imkânsız olmaktan çıkıp, çok düşük olmaktadır. Böylece hem rassallık sağlanmakta hem de

tabloda yer almıyorsa muhtemelen çok da iyi bir rota değildir mantığıyla giderek 0.1 ile çarpıp seçilme olasılığı düşürülmektedir.

Ayrıca eğer hedeflerin hiçbirinin veri tabanında bir karşılığı yoksa yine tüm hedeflerin feromon ortalaması 0 olacaktır. Burada da tüm feromon ortalama değerleri 1 yapılmakta ve artık veri tabanındaki hiçbir rota ilerde geçerli olmayacağı için karıncanın “yeni rotadayım” değeri “true” yapılmaktadır. Bu da bundan sonra, bir sonraki hiyerarşiye geçene kadar, hedefleri belirlerken veri tabanındaki rotalara bakılmayacağı anlamına gelmektedir. Bunun yerine ziyaret verilerine bakılarak hareket edilecektir.

Şimdi feromon etki ve mesafe etki parametrelerinden bahsedelim. Daha önce de anlatıldığı gibi feromon etkisi denilen şey aslında bu algorithmada ziyaret verisinin etkisidir ve mantık olarak KKA’daki feromon etkisinin tam tersidir. Ancak anlaşılması adına algorithmada feromon etki olarak adlandırılmıştır. Mesafe etki ise o ayrıtın seçilme olasılığını mesafe değerinin nasıl etkileyeceğini ayarlayan parametredir. Çalışma kapsamında $feromonEtki = 4$; $mesafeEtki = 0.3$ olarak alınmıştır:

Olasılık değerleri ise 58 numaralı eşitlik kullanılarak hesaplanmıştır.

$$olasilikDeğeri = \left(\frac{1}{mesafe}\right)^{mesafeEtki} + \left(\frac{1}{feromonOrt}\right)^{feromonEtki} \quad (58)$$

Böylelikle olasılık değerleri hesaplanıp seçenekler matrisinin 3. satırı da oluşturulur. Bu olasılık değerleri 0-1 arasına çekilerek normalize edilmektedir. Daha sonra seçilecek değeri hesaplarırken bunlar rulet masasına yerleştirilip, 0-1 arasında rastgele bir sayı oluşturulmaktadır. Oluşturulan bu sayı olasılık değeriyle büyüklük açısından karşılaştırılmakta ve ona göre seçim işlemi yapılmaktadır.

Düğüm seçildikten sonra burada farklı bir kontrol işlemi daha yapılmaktadır. Bu kontrol, hedef düğümü seçtikten sonra oluşan rotaya uygun, veri tabanında başka bir rota olup olmadığıdır. Daha açık bir anlatımla; örneğin 1. düğümden sonra 7. düğüm seçilmişse oluşan rota 1-7’dir. Veri tabanında 1-7 ile başlayan başka rota kalıp kalmadığı kontrol edilmelidir. Çünkü veri tabanında rotası olmayan bir hedef de seçmiş olabilir. Bunun cevabı olarak 3 durum vardır:

1. Eğer böyle bir rota yoksa bu karınca artık yeni rotadadır anlamına geliyor. Yani karıncanın rotasına uygun zaten veri tabanında başka bir rota yoktur. Bu yüzden artık ziyaret verisiyle hareket etmesi gerekecektir.
2. Eğer veri tabanında 1-7 ile başlayan sadece bir rota kaldıysa, karıncanın “tek rota” özelliği aktif hale getirilecek ve karınca ilerleyen sayfalarda açıklanacak olan yöntemle yeni hedeflerini seçecektir.

3. Eğer veri tabanında 1-7 ile başlayan birden fazla rota varsa, karınca şimdiye kadar nasıl seçim yapıldıysa o şekilde rotalar belirlenecektir. Yani yukardaki mantıkla belirlemeye devam edilecektir.

Üçüncü durum için ekstra açıklanması gereken bir durum yoktur. Zaten veri tabanında birden fazla kayıt olduğu sürece, onlarla ilgili hesaplamalar sürece ve yeni hedef belirlenecektir. Bu şekilde devam ederek, en nihayetinde bir zamanda ya veri tabanından bize kalan tek bir rota olacak ya da hiç rota kalmayacaktır. Eğer tek bir rota kalmışsa karıncanın “tek rota” değeri aktif hale getirilmekte ve o veri tabanından karıncaya kalan tek rota karıncaya aktarılmaktadır. Bundan sonra, yeni bir hiyerarşiye geçene kadar veri tabanına bakılmasına gerek kalmayacaktır.

Tek rotaya göre seçim

Karınca bu tek kalan rotayı aldıktan sonra ise karınca için rotadan sapma olasılığı ayarlanmaktadır. Burada kısaca şu kontrol yapılmaktadır: “Bu tek kalan rotada sıradaki hedefi seçmeli miyim yoksa bu rotayı terk mi etmeliyim?”

Rotadan sapma olasılığı bu örnek için binde üç olarak belirlenmiştir. 1-1000 arasında rastgele bir değer üretilerek ve aşağıdaki işlemler yapılacaktır. Çalışma kapsamında ele alınan test problemlerinde ise 1 ile geriye kalan kaç düğüm kaldıysa o değerın 2 katına kadar aralıkta bir rassal sayı üretilmiştir. Örneğin geriye 150 düğüm kaldıysa 1-300 arasında bir değer üretilmiştir. Bu işlemde amaç artık rotanın sonuna doğru gelindiğinde rotanın tamamlanması için yani en azından farklı bir yol gezmek açısından rotayı mümkün olduğunca bir yerden sapmaya çalıştırmaktır. Bu şekilde;

1. Üretilen değer 3’ten küçük veya eşitse o tek rotadaki hedef düğüm seçilip, tek rota terk edilir. Terk edildiyse artık elimizde veri tabanı veya rota kalmadığı için ziyaret verileriyle hareket edilecektir.
2. Üretilen değer 3’ten büyükse, tek kalan rotaya uymaya devam edilir. Hedefi alınır ve tekrar rastgele değer üretilir, bu kontrol yapılır.

Ziyaret verisine göre seçim

Bir sonraki seçime geldiğimizde artık ziyaret verisine bakılacaktır. Fakat yine daha önce de bahsedildiği gibi, eğer seçilmeyen düğümler varsa onların listesi, eğer karıncanın gidebileceği tüm düğümler daha önce zaten geçildiyse onların listesi “seçenekler” adındaki matriste gelecektir. Yani eğer o düğümden gidebilecek ayrıtlar arasında daha önce kullanılmayan tek bir ayrıt bile varsa, daha önce geçilen ayrıtlar dikkate alınmadan söz konusu kullanılmayan o ayrıt seçilmektedir. Zaten yapılan olasılık hesaplarında da başka bir

ihimal oluşmamaktadır. Fakat kullanılmamış yani gidilmemiş ayrıt sayısı birden fazlaysa bu kez onların arasından bir seçim yapılmaktadır. Daha önce gidilen ayrıtlar işin içine katılmamaktadır. Dolayısıyla seçim yöntemi fark etmeksizin, karıncanın gidebileceği hedef seçenekler matrisi bu şekilde oluşturulmaktadır.

Ziyaret verisine göre seçim işleminde aşağıda açıklanan 4 parametre kullanılmaktadır.

Alfa: Seçime sonuç feromonun (ziyaret verisinin) etkisidir ve değeri 0,7 olarak alınmıştır.

Beta: Seçime ayrıt uzunluğunun veya maliyetinin etkisini belirleyen katsayıdır ve değeri 0,3 olarak alınmıştır.

Teta: Seçime global feromonun (ziyaret verisinin) etkisidir değeri 0,6 olarak alınmıştır.

Gama: Seçime lokal feromonun (ziyaret verisinin) etkisi değeri 0,4 olarak alınmıştır.

Burada kullanılan iki farklı ziyaret verisi vardır. Bunlardan ilki yani global ziyaret verisi, tüm karıncaların ziyaret verilerinin ortalamasının alındığı ve belirli bir miktar buharlaştığı ortak matristir. Lokal feromon miktarı veya ziyaret verisi ise sadece geçerli karıncanın o ana kadar topladığı ziyaret verisini temsil etmektedir. Dolayısıyla karınca bu yolla seçim yaparken hem kendisinin daha önce bu yolu kaç kez kullandığına hem de söz konusu yolun diğer karıncalar tarafından ortalama ne kadar kullanıldığına bakmaktadır.

Sonuç Feromon Miktarı (SFM) ise; global ve lokal ziyaret verileri üzerinde yapılacak bir hesaplama ile elde edilecek değerdir.

Çalışma kapsamında belirlenen değerlerin çok büyük bir önemi yoktur ve olasılık oldukları için toplamaları 1'dir. Sadece tetanın 0.6 olarak seçilmesi önemlidir ve bunun sebebi global ziyaret verisine mümkün olan en iyi değeri çekmeyi amaçladığımızdandır. Ve karınca, rotayı tamamlamış olan kendinden önceki karıncaların hafızasına daha çok güvenmektedir.

Ziyaret verilerine bakılarak bir düğümden diğer düğüme geçerken temelde aşağıda sıralanan şu 4 durumla karşılaşılabilir:

Durum-1: Kullanılma olasılığı hesaplanacak olan ayrıt daha önce hiç kullanılmamıştır. Bu durumla sadece uygulamanın ilk iterasyonunda karşılaşılır. Yani bu ayrıtla ilgili global ziyaret verisinde veya karıncanın kendi lokal ziyaret verisinde değer olmaz. Bu durumda sadece mesafe değerine bakılarak hareket edilmekte ve olasılık değeri aşağıdaki gibi hesaplanmaktadır.

$$değer = \left(\frac{1}{mesafe}\right)^{beta} \quad (59)$$

Durum-2: Karınca şimdiye kadar bu ayrıtı hiç kullanmamıştır ama global ziyaret verisinden faydalanarak seçim işlemi yapılabilir. Bu durumda lokal ziyaret verisinde bir değer yoktur fakat global ziyaret verisinden gelen değer kullanılmaktadır.

$$SFM = (global\ feromon\ miktarı)^{teta} \quad (60)$$

$$değer: \left(\frac{1}{sonuç\ feromon\ miktarı}\right)^{alfa} * \left(\frac{1}{mesafe}\right)^{beta} \quad (61)$$

Durum-3: Karınca bu ayrıtı daha önce kullanmıştır, bu sebeple lokal ziyaret verisi vardır, aynı zamanda global ziyaret verisi de vardır. Böyle bir durumda sonuç feromon miktarını hesaplarken hem lokal ziyaret verisi hem de global ziyaret verisi kullanılmaktadır. Değer ise 61 numaralı eşitlikteki gibi hesaplanmaktadır.

$$SFM = (lokal\ feromon\ miktarı)^{gama} * (global\ feromon\ miktarı)^{teta} \quad (62)$$

Durum-4: Son durumdaysa karınca bu ayrıtı daha önce kullanmıştır fakat global ziyaret verisi yoktur. Bu durumla sadece ilk iterasyonda karşılaşırız. Çünkü globalde bir ayrıtın daha önce ziyaret edilmemiş olma olasılığı sadece 1. iterasyonda vardır. Başka iterasyonda tüm ayrıtlar kullanılacağı için her zaman global ziyaret verisi olacaktır. Eğer 1. iterasyonda böyle bir durumla karşılaşılırsa sadece lokal ziyaret verisine bakarak seçilme değeri hesaplanmaktadır. Aynı şekilde değer 61 numaralı eşitlik kullanılarak hesaplanmaktadır.

$$SFM = (lokal\ feromon\ miktarı)^{gama} \quad (63)$$

Aslında temel olarak bu dört durumda iki formül kullanılmaktadır. Birisi SFM 'yi hesaplamakta diğeri ise bu SFM üzerinden değeri hesaplamaktadır. Fakat bulunan iterasyona göre bazı değerler 0 geleceği için formülü bozmamak adına o değerler formülden çıkarılmıştır.

Karıncanın bulunduğu konumdan gidilebileceği düğüm seçenekleri belirlenerek, bu düğümlerin ayrıt durumları yukarıda açıklanan durumlara göre “değer” adındaki değişkenle hesaplanmaktadır. Daha sonra ise bu değerleri kullanarak seçilme olasılıkları hesaplanmaktadır ve önceki işlemlerde açıklanan benzer mantıkla bu olasılık değerleri rulet masasına yerleştirilip 0-1 arasında rast gele bir sayı üretilmektedir. Bu olasılık değeri alınıp kontrol edilerek seçim yapılmaktadır.

Seçim işlemi böylelikle bitmektedir. Veri tabanında rotalara bakarak, tek rotaya bakarak ya da ziyaret verilerine bakarak bir şekilde düğüm seçilmektedir.

3.iterasyon: güncelleme ve bitiş

Burada düğümün nasıl seçildiğinden bağımsız olarak aşağıdaki 3 işlem uygulanmaktadır:

İşlem-1: Karıncanın kullandığı ayrıta ait lokal ziyaret verisi (karıncanın kendi ziyaret matrisi) güncellenmektedir. Bu ayrıtın kullanıldığını ifade etmek için var olan değer 1 arttırılmaktadır.

İşlem-2: Karıncanın toplam gittiği mesafe ve geçerli hiyerarşinin rotasına ait maliyet değerleri güncellenmektedir. Karıncanın kullandığı ayrıt mesafesi değerleri eklenmektedir.

İşlem-3: Karıncanın rotasına seçilen düğüm eklenir.

Karıncaya ait hiyerarşik rota bilgileri sırasıyla şu işlemlerden geçmektedir. Hiyerarşik en iyi rotaları tutan matristeki değerlere yeni bilgiler eklenmektedir.

- İlk olarak bu tablonun kapasitesinin dolu olup olmadığı kontrol edilmektedir. Çünkü “rota kapasitesi” adında bir değişken tanımlayarak tablonun kaç tane rota (sahip olacağı satır miktarı) tutacağı algoritmada ayarlanmıştır. Eğer henüz rota kapasitesine ulaşılmadıysa, karıncanın hiyerarşik rota verileri sırasıyla olduğu gibi eklenmektedir.
- Eğer bu rota kapasitesine ulaşıldıysa; karıncanın her bir hiyerarşi rotası, tablodaki o hiyerarşinin sütunlarındaki rotaların maliyetiyle kıyaslanmaktadır. Eğer herhangi bir maliyet değerinden daha iyiye, tablodaki en kötü (en yüksek maliyetli) rotanın yerine, o karıncanın kontrol ettiğimiz hiyerarşisine ait rota ve maliyet değeri eklenmektedir. Sonra diğer hiyerarşi rotasına geçilmekte ve o da kontrol edilmektedir. Bu şekilde tüm hiyerarşi rotaları kontrol edilebilir.

Bu işlemlerle, tablonun her bir hiyerarşi rotalarından en iyisini tutması amaçlanmaktadır. Her karınca rotasını tamamladıktan sonra bu işlemler tekrarlanmaktadır. Tüm karıncalar rotasını tamamladıktan sonra iterasyon biter. İterasyon bitiminde ziyaret verileri toplanmakta ve güncellenmektedir. Bu işlemler önceki bölümlerde anlatıldığı gibi aynı şekilde yapılmaktadır.

Çalışma kapsamında geliştirilen ve adımları detaylandırılan algoritmanın pseudo kodu Şekil 14 ve Şekil 15’te sunulmuştur.

```

HS ← Veri setindeki hiyerarşi sayısı. h = 1, 2, 3, 4, 5 ... , HS
DS ← Veri setindeki toplam düğüm sayısı
MM ← Düğümler arasındaki maliyet/mesafe/süre matrisi
HM ← Düğümler arasındaki yolların hangi hiyerarşiye sahip olduğunu gösteren DSxDS boyutlu matris
ZV (Ziyaret Verisi) ← Her bir karıncaya rotaya başlamadan önce atanacak DSxDS boyutlarında ve başlangıç değerleri
tamamen 0 olan matris.
OZV (Ortak Ziyaret Verisi) ← Bir iterasyonda rota oluşturan karıncaların ziyaret verilerini tutan, iterasyon bittikten sonra
gerekli yerde değerleri sıfırlanan DSxDS boyutlarında matris.
GZV (Genel Ziyaret Verisi) ← Karıncaların geçmiş ziyaret verilerinin ortalamasını tutan DSxDS boyutlarındaki matris.
GHR ← Her bir hiyerarşiyi ayrı rotalar kabul ederek, karıncalardan gelen bu rotaların en iyilerini ve rota uzunluklarını
hiyerarşik olarak ayrı ayrı tutan, 2*HS sütun sayısına sahip tablo.
GBR ← Global Best Rota (Tüm sonuçlar arasında o ana kadar en iyi rotayı temsil eder.)
GBM ← Global Best Mesafe
k ← Boş bir karınca nesnesi-örneği
    M = dosyadanGetir();
    for i=1: DS
        for j=1:DS
            deger = MM[i,j]
        end
    end
    For iter=1:toplamİterasyonSayisi
        for karSayac=1:toplamKarıncaSayisi
            k ← karıncaOlustur();
            while true
                if k.secimYapO==1
                    break;
                if k.rotaMesafe > globalBestMesafe
                    GBR = k.Rota
                    GBM = k.rotaMesafe
                OZV = OZV + k.ZV
                For j = 1:HS
                    [hRota, hMaaliyet] = k.hiyerarsiRotalari(h)
                    if GHR dahaKotuBul(h.Rota) == true && mevcutKontrol(h.Rota)
                        Degistir(hRota, hMaaliyet)
                    end
                end
            end
            GZV = (GZV*buharlasmaMiktari + OZV/ toplamKarıncaSayisi)/2
            OZV = 0
        end
    end

```

Şekil 14. Geliştirilen meta-sezgisel algoritmanın pseudo kodu (Başlangıç durumu)

% Karınca için seçim fonksiyonu

GA ← Karıncanın mevcut hiyerarşide daha önce gitmediği ayrıtları temsil eder.
alfa ← Bir yol için GZV ve karınca ZV'nin ortaklaşa seçime olan etkisini belirleyen katsayı.
beta ← Seçime yol uzunluğunun etkisi belirleyen katsayı
teta ← 2 düğüm arasındaki yolun , GZV'deki değerinin seçime olan etkisini belirleyen katsayı
gama ← 2 düğüm arasındaki yolun , karıncanın ZV değerinin seçime olan etkisini belirleyen katsayı

```
GA = gidilmemisAyritBul(k.HS);
if GA == [] && k.HS == maxHiyerarsi && k.konum == 1
    return -1;
else if GA == [] && k.HS ~= maxHiyerarsi
    k.HS = k.HS + 1;
else
    GA = gidilmemisAyritBul(k.HS);
    if GA ~= []
        Seçenekler = GA;
    else
        Seçenekler = ayritBul(k.HS)
    if (k.yeniRotadayim == false) && isempty(k.tekRota)
        for i = 1: length(seçenekler)
            eslesenRota = min(GHR,[k.Rota + seçenekler(i)])
            if eslesenRota == 0
                veri(i) = 0;
            else
                veri(i) = eslesenRota;
            (veri == 0) = 0.0001 * min(veri~=0);
            secilenDugum = ruletSecim(seçenekler,veri);
            rotalar= kontrol(GHR, [k.rota , secilenDugum])
            if length(rotalar) == 1
                k.tekRota = rotalar;
            else if length(rotalar) == 0
                k.yeniRotadayim = true;
        elseif isempty(k.tekRota) ~= true
            s → Sapma Oranı
            secilenDugum = k.tekRota(1);
            k.tekRota(1) = [];
            if rastgeleSayiUret() < s
                k.tekRota = [];
                k.yeniRotadayim = true;
        Else // Ziyaret Verisine Göre Karar Ver
            Seçenekler = ayritBul(k.HS);
        For i = 1 : length(seçenekler)
            M1 = MM[k.konum,seçenekler(i)]
            X = k.ZV[k.konum,seçenekler(i)]
            Y = GZV[k.konum,seçenekler(i)]
            if X <= 0 && Y <= 0
                Değer(i) = ((1/M1)^beta);
            elseif X <= 0 && Y > 0
                deger(i) = (1/(Y^alfa)) * (1/( M1 ^beta));
            elseif X > 0 && Y > 0
                deger(i) = ((1/(X^gama * Y^teta))^alfa * (1/( M1 ^beta))
            else
                dege(i)r = ((1/X)^alfa) * ((1/M1)^beta)
            secilenDugum = ruletSecim(deger);
        k.rota = [k.rota , secilenDugum]
        k.rotaMesafe = k.rotaMesafe + MM[k.konum,secilenDugum];
        k.ZV[k.konum,secilenDugum] += 1;
    return secilenDugum;
```

Şekil 15. Geliştirilen meta-sezgisel algoritmanın karınca seçim işlemine ait pseudo kodu

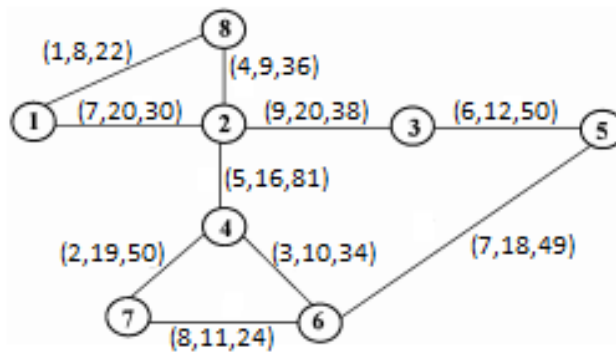
Geliştirilen bu algoritma; tez çalışması kapsamında hem HÇPP için hem de SSZ-HÇPP için kullanılmıştır. Açgözlü arama algoritmasında da olduğu gibi SSZ-HÇPP’de tek fark amaç fonksiyonunda mesafe değerleri yerine normal dağılım özelliği gösteren sürelerin kullanılmasıdır. Dolayısıyla algoritmada süre değerleri için rastgele değer üreten “random fonksiyonu” kullanılmıştır.

ARAŞTIRMA BULGULARI ve TARTIŞMA

Bu bölümde ilk olarak BSZ-HÇPP literatürdeki küçük boyutlu bir örnek üzerinde uygulanmıştır. Modelin amaç fonksiyonunda kullanılan bulanık sayıları durulaştırmak için farklı teknikler kullanılmış ve sonuçlar karşılaştırılmıştır. Sonrasında SSZ-HÇPP literatürde bulunan küçük boyutlu iki örnek üzerinde açıklanmıştır. BSZ-HÇPP ve SSZ-HÇPP matematiksel modellerinde sonuçlar, GAMS 24.2.3 programı ara yüzü kullanılarak Cplex programlama çözücüsü ile elde edilmiştir. Daha sonra SSZ-HÇPP’de rassallığı oluşturan seyahat sürelerinin normal dağıldığı durum için sunulan çözüm yaklaşımları test edilmiştir. Küçük boyutlu test problemlerinin GAMS 24.2.3 programı ara yüzü kullanılarak Cplex programlama çözücüsü ile elde edilen optimum sonuçları ile önerilen sezgisel ve meta-sezgisel yaklaşımlardan elde edilen sonuçlar karşılaştırılmıştır. Sonrasında yine önerilen sezgisel ve meta-sezgisel yaklaşımlar kullanılarak HÇPP ve SSZ-HÇPP için orta ve büyük boyutlu test problemlerine çözüm aranmıştır. Ayrıca geliştirilen yöntemlerle elde edilen sonuçlar çözüm kalitesi ve bilgisayar zamanı açısından karşılaştırılmıştır. Önerilen iki yöntem için de problem çözümünde Matlab-2019b programı, Intel Core i9 9900K işlemcili 32 GB belleğe sahip bilgisayar kullanılarak sonuçlar elde edilmiştir.

BSZ-HÇPP’nin Küçük Boyutlu Hiyerarşik Şebekede Uygulanması

Çalışmanın bu bölümünde Dror *et al.* (1987) tarafından geliştirilen ve Ghiani and Importa (2000) tarafından da kullanılan hiyerarşik bir şebeke ele alınmıştır. Düğümler arasındaki seyahat süresi hava koşulları, trafik yoğunluğu, trafik kazaları, yapım ve onarım çalışmaları gibi değişkenlere bağlı olarak değiştiği için örnek problem üzerinde amaç fonksiyonu katsayıları bulanık olarak ele alınmış ve üçgensel bulanık sayılar kullanılmıştır. Probleme toplam tur süresinin en küçükleme amaçlanmıştır. Probleme ait şebeke Şekil 16’da sunulmuştur.



Şekil 16. 8 düğümlü hiyerarşik şebeke

Verilen yönsüz şebekede $V = \{1; 2; 3; 4; 5; 6; 7; 8\}$ düğümler kümesini ve $E = \{E_1 \cup E_2 \cup E_3\}$ ayrıtlar kümesini göstermektedir.

$$E_1 = \{(1; 2); (2; 3); (2; 4)\};$$

$$E_2 = \{(3; 5); (5; 6); (4; 6); (4; 7); (6; 7)\};$$

$$E_3 = \{(2; 8); (1; 8)\};$$

Burada E_1 birinci öncelikte geçilecek yolları, E_2 ikinci öncelikte geçilecek yolları ve aynı şekilde E_3 te üçüncü öncelikte geçilecek yolları göstermektedir. Bu 8 düğümlü şebekede bir düğümden diğerine giderken geçen süre; dakika cinsinden üçgensel bulanık sayılarla gösterilmiştir. Örneğin 1 noktasından 2 noktasına normal trafik şartlarında 20 dakikada gidilebiliyorken trafiğin az yoğun olduğu zamanlarda (gece saatleri gibi) bu süre 7 dakika; trafiğin yoğun olduğu zamanlarda ise (mesai başlangıç ve bitiş saatleri, hava şartları vb.) 30 dakika olmaktadır. Probleme ait bulanık maliyet matrisi ve matematiksel modele ait amaç fonksiyonu aşağıda verilmiştir. Modelde 6-16 numaralı kısıtlar kullanılmıştır.

$$[\tilde{C}_{ij}]_{8 \times 8} = \begin{pmatrix} - & (7,20,30) & - & - & - & - & - & (1,8,22) \\ (7,20,30) & - & (9,20,38) & (5,16,81) & - & - & - & (4,9,36) \\ - & (9,20,38) & - & - & (6,12,50) & - & - & - \\ - & (5,16,81) & - & - & - & (3,10,34) & (2,19,50) & - \\ - & - & (6,12,50) & - & - & (7,18,49) & - & - \\ - & - & - & (3,10,34) & (7,18,49) & - & (8,11,24) & - \\ - & - & - & (2,19,50) & - & (8,11,24) & - & - \\ (1,8,22) & (4,9,36) & - & - & - & - & - & - \end{pmatrix} \quad (64)$$

$$\text{Min } \check{Z}: \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \sum_{t=1}^T \check{c}_{ij} x_{ij}^t = R(7, 20, 30)x_{12}^1 + R(1, 8, 22)x_{18}^1 + \dots + R(4, 9, 36)x_{82}^T \quad (65)$$

Problem ilk olarak maliyet matrisindeki orijinal süre değerlerine göre (trafik şartları normal olarak kabul edildiği takdirde) çözülmüş ve optimum seyahat süresi 185 ve optimum tur güzergâhı, 1-2-4-2-3-5-6-4-6-7-4-2-8-1 olarak bulunmuştur. Daha sonra maliyet matrisindeki üçgensel bulanık süre değerlerini net değere dönüştürmek için sırasıyla Robust's Ranking Metodu, CRM, Kwong-Bai Metodu ve BNP metotları kullanılmıştır. Bulanık süre matrislerinin durulaştırılması sonucu elde edilen net değerler ile yeni bir matris oluşturulmuş ve GAMS 24.2.3 versiyonu yardımıyla çözülmüştür. Bu sıralama metotları kullanılarak oluşturulan yeni maliyet matrisine göre problem GAMS Programında çözümlenerek optimum rota ve çözümler aşağıda belirtildiği gibi bulunmuştur.

Üçgensel bulanık sayılar Robust's Ranking Metodu ile durulaştırıldığında Tablo 3'deki maliyet değerleri elde edilmiştir.

Tablo 3. Yager's Ranking Tekniğiyle Durulaştırma

Nodes	1	2	3	4	5	6	7	8
1	-	19,25	-	-	-	-	-	9,75
2	19,25	-	12,75	29,5	-	-	-	14,5
3	-	12,75	-	-	20	-	-	-
4	-	29,5	-	-	-	14,25	22,5	-
5	-	-	20	-	-	23	-	-
6	-	-	-	14,25	23	-	13,5	-
7	-	-	-	22,5	-	13,5	-	-
8	9,75	14,5	-	-	-	-	-	-

Robust's Ranking Metodu kullanılarak elde edilen net maliyet değerlerine göre problem çözüldüğünde optimum tur süresi 218,75 ve optimum tur güzergâhı 1-2-3-2-4-6-4-7-6-5-3-2-8-1 olarak bulunmuştur.

Üçgensel bulanık sayılar CRM ile durulaştırıldığında Tablo 4'deki maliyet değerleri elde edilmiştir.

Tablo 4. CRM ile Durulaştırma

Nodes	1	2	3	4	5	6	7	8
1	-	7,95	-	-	-	-	-	3,46
2	7,95	-	8,47	8,77	-	-	-	4,62
3	-	8,47	-	-	6,31	-	-	-
4	-	8,77	-	-	-	4,75	8,08	-
5	-	-	6,31	-	-	8,17	-	-
6	-	-	-	4,75	8,17	-	5,05	-
7	-	-	-	8,08	-	5,05	-	-
8	3,46	4,62	-	-	-	-	-	-

CRM kullanılarak elde edilen net maliyet değerlerine göre problem çözüldüğünde optimum tur süresi 87,32 ve optimum tur güzergâhı 1-2-3-2-4-6-7-4-6-5-3-2-8-1 olarak bulunmuştur.

Üçgensel bulanık sayılar Kwong-Bai Metodu ile durulaştırıldığında Tablo 5'deki maliyet değerleri elde edilmiştir.

Tablo 5. Kwong-Bai Metodu ile Durulaştırma

Nodes	1	2	3	4	5	6	7	8
1	-	19,5	-	-	-	-	-	9,17
2	19,5	-	21,17	25	-	-	-	12,67
3	-	21,17	-	-	17,33	-	-	-
4	-	25	-	-	-	12,83	21,33	-
5	-	-	17,33	-	-	21,33	-	-
6	-	-	-	12,83	21,33	-	12,67	-
7	-	-	-	21,33	-	12,67	-	-
8	9,17	12,67	-	-	-	-	-	-

Kwong-Bai Metodu kullanılarak elde edilen net maliyet değerlerine göre problem çözüldüğünde optimum tur süresi 228,170 ve optimum tur güzergâhı 1-2-3-2-4-6-4-7-6-5-3-2-8-1 olarak bulunmuştur.

Üçgensel bulanık sayılar BNP ile durulaştırıldığında Tablo 6'daki maliyet değerleri elde edilmiştir

Tablo 6. BNP ile Durulaştırma

Nodes	1	2	3	4	5	6	7	8
1	-	19	-	-	-	-	-	10,33
2	19	-	22,33	34	-	-	-	16,33
3	-	22,33	-	-	22,67	-	-	-
4	-	34	-	-	-	15,67	23,67	-
5	-	-	22,67	-	-	24,67	-	-
6	-	-	-	15,67	24,67	-	14,33	-
7	-	-	-	23,67	-	14,33	-	-
8	10,33	16,33	-	-	-	-	-	-

BNP metodu kullanılarak elde edilen net maliyet değerlerine göre problem çözüldüğünde optimum tur süresi 263,330 ve optimum tur güzergâhı 1-2-3-2-4-7-6-4-6-5-3-2-8-1 olarak bulunmuştur.

Farklı durulaştırma metotlarına göre elde edilen değerler Tablo 7'deki karşılaştırma tablosunda özetlenmiştir.

Tablo 7. Sıralama Tekniklerinin Karşılaştırılması

Metod	Optimum Tur Rotası	Optimum Tur Süresi	T^{Cplex} (sn)
Robust's Ranking Technique	1-2-3-2-4-6-4-7-6-5-3-2-8-1	218,75	28,061
CRM	1-2-3-2-4-6-7-4-6-5-3-2-8-1	87,32	30,563
Kwong-Bai Method	1-2-3-2-4-6-4-7-6-5-3-2-8-1	228,170	10,142
BNP	1-2-3-2-4-7-6-4-6-5-3-2-8-1	263,330	13,575

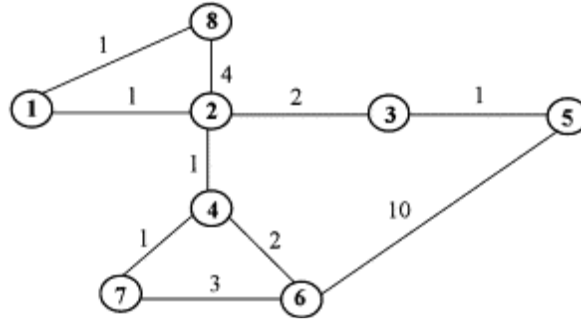
Daha önce de belirtildiği üzere maliyet matrisindeki orijinal değerlere göre problem çözüldüğünde optimum seyahat süresi 185 ve optimum tur güzergâhı, 1-2-4-2-3-5-6-4-6-7-4-2-8-1 olarak bulunmuştu. Sonuçlardan da görüldüğü üzere maliyet matrisi bulanık olarak ele alındığında kullanılan durulaştırma tekniğine göre optimum tur süresi ve rota değişmektedir. CRM uygulanmasıyla maliyetin (seyahat süresinin) minimuma indirilebileceği görülmektedir. Ayrıca sonuçlardan tüm yöntemlere ait çözüm sürelerinin 1 dakikanın altında olduğu görülmektedir.

SSZ-HÇPP'nin Küçük Boyutlu Hiyerarşik Şebekelerde Uygulanması

HÇPP ile ilgili literatür incelendiğinde bu problem türüne ait iki adet küçük boyutlu şebeke örneği bulunmaktadır. Bunlar Dror *et al.* (1987) ve Korteweg and Volgenant'nın

(2006) çalışmalarında kullandıkları şebekelerdir. Bu alt başlık altında sırayla bu iki şebeke ele alınmaktadır.

Dror *et al.* (1987) tarafından geliştirilen küçük boyutlu hiyerarşik şebeke ve bu şebekedeki hiyerarşik sınıflara ait yollar kümesi Şekil 17’de sunulmuştur.



$$\begin{aligned}
 E_1 &= \{(1,2), (2,3), (2,4)\}, \\
 E_2 &= \{(3,5), (5,6), (4,6), (4,7), (6,7)\}, \\
 E_3 &= \{(2,8), (1,8)\}.
 \end{aligned}$$

Şekil 17. Hiyerarşik şebeke örneği-1

Bu hiyerarşik şebeke $V=\{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8\}$ olmak üzere 8 düğüm içermektedir. $E=\{E_1 \cup E_2 \cup E_3\}$ ise her bir hiyerarşi sınıfına ait ayrıtlar kümesini temsil etmektedir. Dror *et al.* (1987) çalışmalarında bu şebekeyi kullanarak optimum tur mesafesini 30 ve optimum tur güzergâhını, 1-2-4-2-3-5-6-7-4-6-4-2-8-1 olarak bulmuşlardır.

Bu çalışmada ise; trafik yoğunluğu, hava şartları vb. gibi unsurlardan ötürü varış süreleri belirsiz olduğundan dolayı Şekil 17’de gösterilen şebeke SSZ-HÇPP olarak ele alınmıştır. Zaten problemin yapısı gereği stokastik olarak ele alınabilecek tek parametre c_{ij} katsayılarıdır. Dolayısıyla şebekede düğümler arası mesafeler yerine varış süreleri kullanılmıştır. Şebekedeki mesafe değerleri şehir içi yasal hız sınırı baz alınarak varış sürelerine dönüştürülmüştür. Trafik yoğunluğu (az yoğun, normal, çok yoğun gibi) dikkate alınarak her bir yol için varış sürelerinin stokastik olduğu varsayılmıştır. HÇPP’nin matematiksel modelinde amaç fonksiyonu katsayıları olan c_{ij} rasgele değişkenlerine ilişkin beklenen değer ve varyanslar Tablo 8’de sunulmuştur. c_{ij} ’ler simetrik olduğundan ($c_{ij}=c_{ji}$) ilgili beklenen değer ve varyanslar Tablo 8’de sadece bir kez verilmiştir. Örneğin $c_{12}=c_{21}=1,021$ ’dir.

Tablo 8. Hiyerarşik Şebeke Örneği-1'e Ait Katsayıların Beklenen Değer ve Varyansları

Katsayılar (c_{ij})	C_{12}	C_{18}	C_{23}	C_{24}	C_{28}	C_{35}	C_{46}	C_{47}	C_{56}	C_{67}
Beklenen Değer	1,021	1,063	1,039	1,103	0,854	0,782	0,804	0,799	1,471	1,387
Varyans	0,028	0,028	0,056	0,028	0,111	0,028	0,056	0,028	0,278	0,083

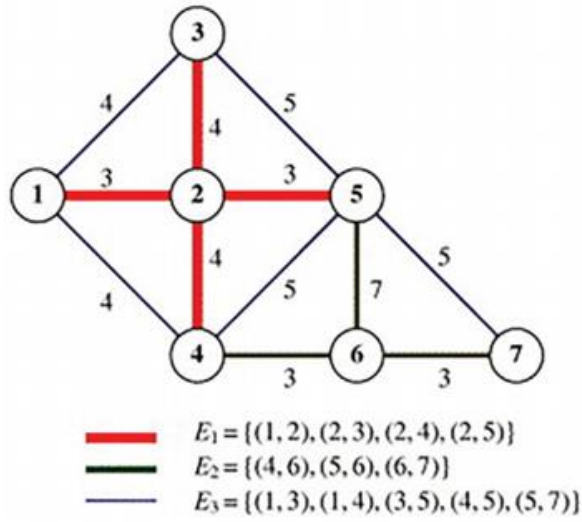
İstatistik biliminde gerçek hayata daha uygun olmasından dolayı çoğu verinin normal dağılım özelliği gösterdiği varsayılmaktadır. Bu nedenle bu çalışma kapsamında c_{ij} katsayılarının normal dağılıma özelliği gösterdiği varsayımı altında oluşturulan model çözülmüştür. Bu durumda “Katsayıları normal dağılıma sahip rasgele değişkenler olan şans kısıtlı modeller” başlığı altında incelenen “Yalnız $c_j^{(k)}$ katsayılarının rasgele değişken olduğu durum”dan yararlanılmıştır. Probleme ait, beklenen değer modeline sahip deterministik amaç fonksiyonunun maliyet matrisi ve SSZ-HÇPP matematiksel modeline ait amaç fonksiyonu aşağıda verilmiştir. Modelde 6-16 numaralı kısıtlar kullanılmıştır.

$$[c_{ij}]_{8 \times 8} = \begin{pmatrix} - & 1,021 & - & - & - & - & - & 1,063 \\ 1,021 & - & 1,039 & 1,103 & - & - & - & 0,854 \\ - & 1,039 & - & - & 0,782 & - & - & - \\ - & 1,103 & - & - & - & 0,804 & 0,799 & - \\ - & - & 0,782 & - & - & 1,471 & - & - \\ - & - & - & 0,804 & 1,471 & - & 1,387 & - \\ - & - & - & 0,799 & - & 1,387 & - & - \\ 1,063 & 0,854 & - & - & - & - & - & - \end{pmatrix} \quad (66)$$

$$\text{Min } E(z): \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \sum_{t=1}^T c_{ij} x_{ij}^t = (1,021)x_{12}^1 + (1,063)x_{18}^1 + \dots + (0,854)x_{82}^T \quad (67)$$

GAMS 24.2.3 paket programında Cplex çözücü kullanılarak model çözülmüştür. Optimum rota; 1-2-3-2-4-6-4-7-6-5-3-2-8-1 ve amaç fonksiyonu değeri $\text{Min } E(z)=13,205$ olarak bulunmuştur.

Bir diğer küçük boyutlu şebeke ise Korteweg and Volgenant (2006) tarafından geliştirilen 3 hiyerarşi sınıfına sahip Şekil 18’de verilen şebekedir. Bu şebekede $V=\{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, \}$ düğümler kümesini ve $E=\{E_1 \cup E_2 \cup E_3\}$ ayrıtlar kümesini göstermektedir. Korteweg and Volgenant (2006) yaptıkları çalışmada optimum tur mesafesini 67 ve optimum tur güzergâhını, 1-2-3-2-4-2-5-6-4-6-7-5-4-1-3-5-2-1 olarak bulmuşlardır.



Şekil 18. Hiyerarşik şebeke örneği-2

Bu çalışmada ise; yine ilk örnekte bahsedildiği gibi trafik yoğunluğu, hava şartları vb. gibi unsurlardan ötürü varış süreleri belirsiz olduğundan dolayı Şekil 18’de gösterilen şebeke SSZ-HÇPP olarak ele alınmıştır. Seyahat sürelerinin normal dağılım özelliği gösterdiği varsayılmıştır. HÇPP’nin matematiksel modelinde amaç fonksiyonu katsayıları olan c_{ij} rasgele değişkenlerine ilişkin beklenen değer ve varyanslar Tablo 9’da sunulmuştur. İlk örneğe benzer şekilde c_{ij} ’ler simetrik olduğundan ($c_{ij}=c_{ji}$) ilgili beklenen değer ve varyanslar Tablo 9’da sadece bir kez verilmiştir. Örneğin $c_{12}=c_{21}=0,821$ ’dir

Tablo 9. Hiyerarşik Şebeke Örneği-2’ye Ait Katsayıların Beklenen Değer ve Varyansları

Katsayılar (c_{ij})	C_{12}	C_{13}	C_{14}	C_{23}	C_{24}	C_{25}	C_{35}	C_{45}	C_{46}	C_{56}	C_{57}	C_{67}
Beklenen Değer	0,821	1,119	1,151	1,137	1,162	0,821	1,447	1,413	0,859	2,023	1,314	0,781
Varyans	0,083	0,111	0,111	0,111	0,111	0,083	0,139	0,139	0,083	0,195	0,139	0,083

Bu problemin beklenen değer modeline sahip deterministik amaç fonksiyonuna ait maliyet matrisi ve SSZ-HÇPP matematiksel modeline ait amaç fonksiyonu aşağıda verilmiştir. Bu modelde de 6-16 numaralı kısıtlar kullanılmıştır.

$$[c_{ij}]_{7 \times 7} = \begin{pmatrix} - & 0,821 & 1,119 & 1,151 & - & - & - \\ 0,821 & - & 1,137 & 1,162 & 0,821 & - & - \\ 1,119 & 1,137 & - & - & 1,447 & - & - \\ 1,151 & 1,162 & - & - & 1,413 & 0,859 & - \\ - & 0,821 & 1,447 & 1,413 & - & 2,023 & 1,314 \\ - & - & - & 0,859 & 2,023 & - & 0,781 \\ - & - & - & - & 1,314 & 0,781 & - \end{pmatrix} \quad (68)$$

$$\text{Min } E(z): \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \sum_{t=1}^T c_{ij} x_{ij}^t = (0,821)x_{12}^1 + (1,119)x_{13}^1 + \dots + (0,781)x_{76}^T \quad (69)$$

GAMS 24.2.3 paket programında Cplex çözücü kullanılarak model çözülmüştür. Optimum rota; 1-2-4-2-3-2-5-6-4-6-7-5-3-1-2-5-4-1 ve amaç fonksiyonu değeri $\text{Min } E(z) = 18,848$ olarak bulunmuştur.

Bu küçük boyutlu şebeke örneklerinden de görüldüğü üzere amaç fonksiyonunda mesafe yerine stokastik seyahat sürelerinin kullanılması ile rota ve maliyet değeri büyük ölçüde değişebilmektedir.

Test Problemlerinin Oluşturulması

Bu çalışma kapsamında sunulan SSZ-HÇPP matematiksel modelinin, sezgisel ve meta-sezgisel algoritmaların test edilmesi için yeteri kadar test problemi gerekmektedir. Literatürde HÇPP'ye ait Dror *et al.* (1987) ve Korteweg and Volgenant (2006) tarafından geliştirilen ve sırasıyla Şekil 17 ve Şekil 18'de verilen iki adet küçük boyutlu test örneği vardır. Bunun dışında Çodur and Yılmaz (2020) çalışmalarında rastgele oluşturulan test örnekleri bu tez çalışması kapsamında kullanılmıştır.

Bir $G=(V,E)$ grafi göz önünde bulundurulduğunda, test problemleri düğümler kümesi $V=\{10,20,30,40,50\}$, hiyerarşiler kümesi $H=\{2,3,4,5\}$ olarak belirtilmiştir. Cplex çözücü, önerilen açgözlü arama tabanlı sezgisel ve KKA tabanlı meta-sezgiselin performansları karşılaştırmalı olarak değerlendirilmesi için çalışma kapsamında ilk olarak mesafeler göz önünde bulundurularak küçük boyutlu test problemleri HÇPP olarak ele alınmıştır. Daha sonra ise bu örnekler çalışmanın ana konusunu oluşturan mesafeler yerine normal dağılıma sahip rastgele seyahat sürelerine uyarlanmıştır. Şehir içi yasal hız sınırı baz alınarak bu test problemlerindeki mesafe değerleri süre değerlerine dönüştürülmüştür. Algoritmalarda ortalama ve standart sapması bilinen değerlerden rassal süre matrisleri elde edilmiş ve bunlar kullanılarak önerilen yöntemlerle test problemlerine çözüm aranmıştır.

Küçük Boyutlu HÇPP için Önerilen Metotların Karşılaştırılması

Bu başlık altında HÇPP matematiksel modeli kullanılarak Cplex çözücü ile küçük boyutlu problemler için optimum sonuçlar elde edilmiştir. Bu problemler 10 düğüme sahip olup; 2,3,4 ve 5 hiyerarşili; 13 ve 18 kenarlı test problemleridir. Söz konusu problemlerin çözümü için maksimum süre 1 saat (3600 sn) olarak belirlenmiştir. Daha sonra elde edilen bu sonuçlarla Cplex çözücü, önerilen açgözlü arama tabanlı sezgisel ve KKA tabanlı meta-sezgiselin performansları karşılaştırmalı olarak değerlendirilmiştir. 10 düğümlü test

problemlerine ait Cplex çözücünden elde edilen sonuçlar Tablo 10’da verilmiştir. Tablonun ilk sütununda test probleminin adı ikinci sütununda problemin hiyerarşi sayısı (h), üçüncü sütununda problemin düğüm sayısı ($|V|$), dördüncü sütununda problemin kenar sayısı ($|E|$) bilgileri sunulmuştur. Beş, altı ve yedinci sütunlarında ise sırasıyla probleme ait hiyerarşik sınıflara ayrılmış yollar kümesi, Cplex çözücü kullanılarak ulaşılan optimum rota ve optimum tur uzunluğu bilgileri verilmiştir.

Tablo 10. HÇPP Matematiksel Modeli ile Elde Edilen Sonuçlar

Test Probleminin Adı	h	$ V $	$ E $	Hiyerarşik Sınıflara Ayrılmış Yollar Kümesi	Optimum Rota	Optimum Tur Mesafesi
Testprob25	2	10	13	$E_1(i,j)$ /1.5, 2.3, 2.5, 2.6, 3.9, 4.9, 5.7 / $E_2(i,j)$ /1.6, 3.10, 4.8, 6.10, 7.8, 8.10 /	1-5-7-5-2-6-2-3-9-4-8-7-8-10-3-10-6-1	1281
Testprob26	2	10	18	$E_1(i,j)$ /1.2, 1.5, 1.9, 2.5, 2.7, 2.8, 3.8, 3.9, 4.5, 4.6, 4.8, 4.9, 7.9 / $E_2(i,j)$ /1.6, 1.8, 5.10, 6.9, 9.10/	1-2-8-4-8-3-9-4-6-4-5-2-7-9-1-5-10-9-6-1-8-1	1417
Testprob27	3	10	13	$E_1(i,j)$ /1.5, 1.6, 4.5, 6.9 / $E_2(i,j)$ /2.6, 4.6, 4.7, 4.8, 5.8 / $E_3(i,j)$ /1.4, 4.9, 4.10, 8.9 /	1-6-9-6-1-5-4-7-4-6-2-6-4-8-5-8-9-4-10-4-1	1386
Testprob28	3	10	18	$E_1(i,j)$ /1.3, 1.5, 1.6, 1.7, 2.9, 5.7, 6.7, 6.9/ $E_2(i,j)$ /2.4, 4.5, 4.8, 4.9, 4.10, 5.8, 8.9 / $E_3(i,j)$ /3.4, 3.8, 3.10/	1-3-1-7-6-7-5-1-6-9-2-4-8-9-4-10-4-5-8-3-4-10-3-1	1516
Testprob29	4	10	13	$E_1(i,j)$ /1.8, 1.9, 8.9 / $E_2(i,j)$ /1.2, 1.4, 2.5, 2.6, 2.7, 4.7/ $E_3(i,j)$ /1.6, 1.10/ $E_4(i,j)$ /7.9, 9.10/	1-9-8-1-2-5-2-7-4-1-2-6-1-10-9-7-4-1	1249
Testprob30	4	10	18	$E_1(i,j)$ /1.2, 1.7, 2.5, 3.7, 5.7/ $E_2(i,j)$ /1.4, 1.10, 2.10, 4.7, 7.10, 9.10/ $E_3(i,j)$ /4.5, 4.10, 5.6, 6.10 / $E_4(i,j)$ /6.7, 7.8, 8.9/	1-7-3-7-5-2-1-10-9-10-7-4-1-2-10-4-5-6-10-9-8-7-6-7-1	1582
Testprob31	5	10	13	$E_1(i,j)$ /1.2, 1.7, 2.6, 5.10, 6.10/ $E_2(i,j)$ /5.7, 6.7/ $E_3(i,j)$ /5.9, 6.9/ $E_4(i,j)$ /2.4, 4.5/ $E_5(i,j)$ /1.3, 3.5/	1-7-1-2-6-10-5-7-6-9-5-4-2-4-5-3-1	1013
Testprob32	5	10	18	$E_1(i,j)$ /1.4, 1.5, 1.6, 4.6, 6.8, 6.9/ $E_2(i,j)$ /2.4, 3.4, 3.6, 3.10, 4.10/ $E_3(i,j)$ /2.3, 2.8, 2.10/ $E_4(i,j)$ /5.6, 6.10/ $E_5(i,j)$ /3.5, 3.7/	1-4-6-8-6-1-5-1-6-9-6-3-10-4-2-4-3-2-8-2-10-6-5-3-7-3-4-1	2006

Optimum sonuç elde edilebilen bu test problemleri için Cplex çözücüsü, önerilen sezgisel ve meta-sezgisel yaklaşımların performanslarının karşılaştırmalı olarak değerlendirildiği sonuçlar ise Tablo 11’de sunulmuştur. Bu tablonun ilk sütununda test probleminin adı ikinci, üçüncü ve dördüncü sütunlarda ise sırasıyla o probleme ait düğüm sayısı ($|V|$), hiyerarşi sayısı ($|h|$) ve kenar sayısı ($|E|$) bilgileri verilmiştir. Cplex çözücünden elde edilen sonuçları gösteren beş, altı ve yedinci sütunlarda sırasıyla bulunan en iyi amaç

fonksiyonu deęerini, bilgisayar çözüm zamanını ve Cplex çözücünün bulduęu en iyi çözüm ile Cplex tarafından bildirilen en iyi amaç fonksiyonu deęeri arasındaki sapmanın yüzdesini göstermektedir (O^{Cplex} , T^{Cplex} , Gap). Önerilen KKA tabanlı meta-sezgisel yaklaşımdan elde edilen sonuçları gösteren 8. ve 9. sütunlar ise sırasıyla en iyi uygunluk fonksiyonu deęeri (O^{KKA}) ve en iyi çözümün bilgisayar CPU zamanı (saniye) bilgisini (T^{KKA}) sunmaktadır. Benzer şekilde önerilen GSA tabanlı sezgisel yaklaşımdan elde edilen sonuçları gösteren 10. ve 11. sütunlarsa sırasıyla en iyi uygunluk fonksiyonu deęeri (O^{GSA}) ve en iyi çözümün bilgisayar CPU zamanı (saniye) bilgisini (T^{GSA}) sunmaktadır.

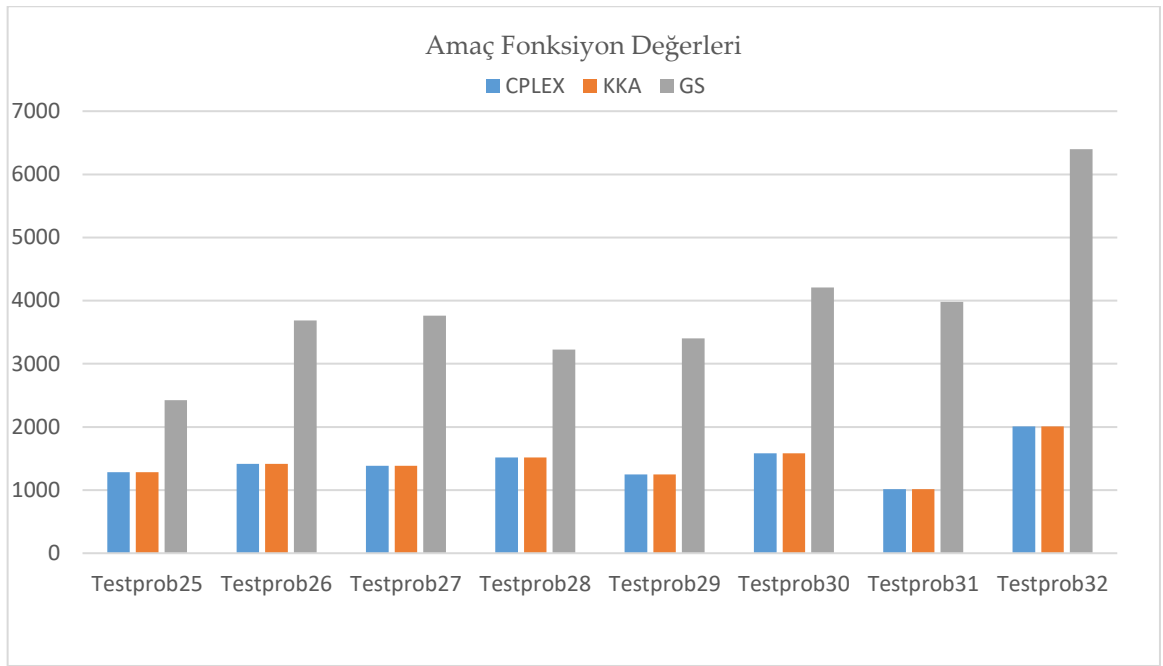
Çalışma kapsamında önerilen algoritmalar için durdurma kriterleri şu şekilde belirlenmiştir:

- Küçük boyutlu problemlerde optimum çözüme ulaşıldığında,
- Orta ve büyük boyutlu problemlerde ise sabit iterasyon sayısına ulaşıldığında algoritma sonlandırma işlemi gerçekleştirilmektedir.

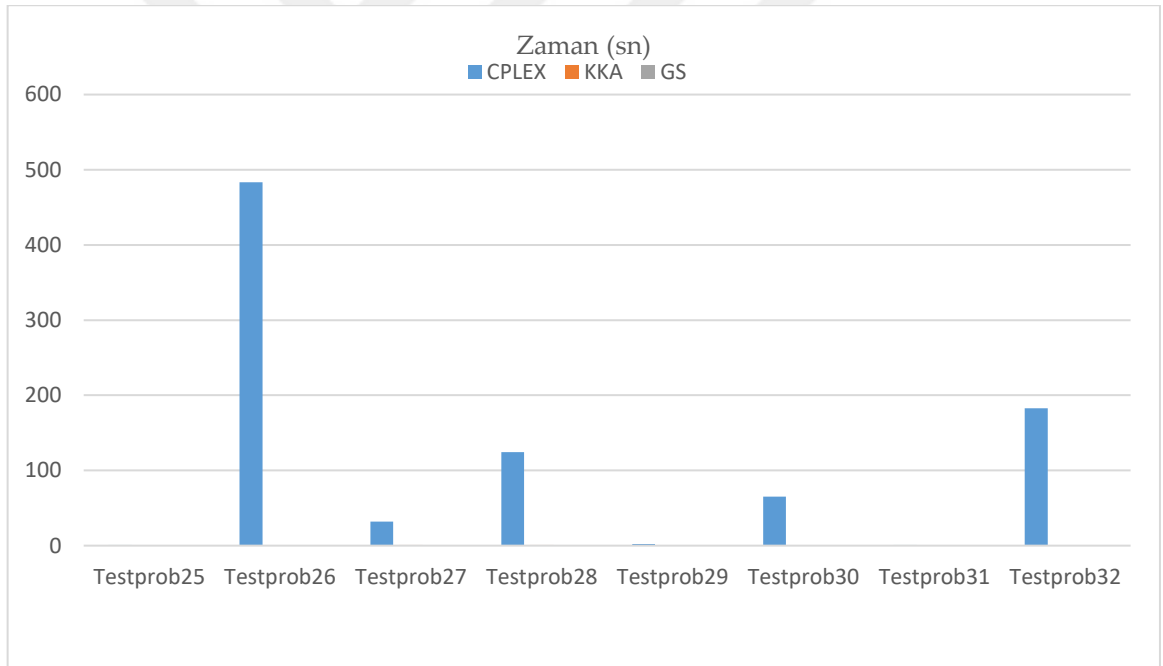
Tablo 11. HÇPP Matematiksel Model, Sezgisel ve Meta-Sezgisel Yaklaşımlardan Elde Edilen Sonuçlar

Test Probleminin adı	V	h	E	O^{Cplex}	T^{Cplex} (sn)	Gap (%)	O^{KKA}	T^{KKA} (sn)	O^{GSA}	T^{GSA} (sn)
Testprob25	10	2	13	1281	0,94	0	1281	0,05	2422	0,08
Testprob26	10	2	18	1417	483,28	0	1417	0,01	3687	0,01
Testprob27	10	3	13	1386	32,14	0	1386	0,70	3762	0,02
Testprob28	10	3	18	1516	124,25	0	1516	0,94	3226	0,04
Testprob29	10	4	13	1249	2,02	0	1249	0,03	3400	0,01
Testprob30	10	4	18	1582	65,34	0	1582	0,14	4210	0,03
Testprob31	10	5	13	1013	0,77	0	1013	0,13	3978	0,20
Testprob32	10	5	18	2006	182,53	0	2006	0,33	6397	0,02

Verilen 10 düğümlü 13 ve 18 kenarlı problemlerin tamamında Cplex çözücüsü ve önerilen meta-sezgisel ile saniyeler/dakikalar içerisinde optimum çözümlere ulaşılmıştır. Önerilen sezgisel yaklaşımla ise optimuma yakın sonuçların bulunduğu görülmektedir. Bu beklenen bir sonuçtur. Meta-sezgiseller; sezgisellerden genelde daha iyi sonuçlar vermektedir. Elde edilen sonuçlar Şekil 19’da sunulmuştur. Hesaplama süreleri değerlendirildiğinde ise; Cplex çözücüsünün kullandığı ortalama bilgisayar CPU zamanının önerilen meta-sezgiselden 383 kat, önerilen meta-sezgisel algoritmanın kullandığı ortalama bilgisayar CPU zamanının ise önerilen sezgisel algoritmadan 5,68 kat daha fazla olduğu gözlenmiştir. Dolayısıyla üç yöntemin de bu test problemleri üzerinde başarılı olduğu söylenebilir. Bu sonuçlar Şekil 20’de gösterilmiştir.



Şekil 19. Küçük boyutlu HÇPP için amaç fonksiyonu değerleri



Şekil 20. Küçük boyutlu HÇPP için hesaplama süreleri

Orta ve Büyük Boyutlu HÇPP Çözümü ve Sonuçların Değerlendirilmesi

HÇPP'nin NP-zor doğasından ötürü orta ve büyük boyutlu test problemlerinde matematiksel model uygun zaman aralığında çözümler sağlayamamıştır. Bu sebeple orta ve büyük boyutlu test problemleri için makul sürede olurlu çözümler bulmak hedefiyle bu çalışma kapsamında biri sezgisel diğeri meta-sezgisel olmak üzere iki metot geliştirilmiştir. Bu çalışmada 817 kenara kadar olan test problemleri ele alınmıştır. Geliştirilen algoritmalar kullanılarak SSZ-HÇPP için elde edilen sonuçlar ve algoritmaların performansları

karşılaştırmalı olarak Tablo 12 ve Tablo 13'te sunulmuştur. Tabloların ilk sütununda test probleminin adı ikinci, üçüncü ve dördüncü sütunlarda ise sırasıyla o probleme ait düğüm sayısı ($|V|$), hiyerarşi sayısı ($|h|$) ve kenar sayısı ($|E|$) bilgileri verilmiştir. 5. ve 6. sütunlar ise sırasıyla önerilen KKA tabanlı meta-sezgisel yaklaşımdan elde edilen sonuçları gösteren en iyi uygunluk fonksiyonu değeri (O^{KKA}) ve en iyi çözümün bilgisayar CPU zamanı (saniye) bilgisini (T^{KKA}) sunmaktadır. Benzer şekilde 7. ve 8. sütunlarsa sırasıyla önerilen GSA tabanlı sezgisel yaklaşımdan elde edilen en iyi uygunluk fonksiyonu değeri (O^{GSA}) ve en iyi çözümün bilgisayar CPU zamanı (saniye) bilgisini (T^{GSA}) sunmaktadır.

10 ve 20 düğümlü tüm durumlarda KKA tabanlı meta-sezgisel yaklaşım, GSA tabanlı sezgisel yaklaşıma göre daha iyi amaç fonksiyonu değeri bulmuştur. Bu problemlerde, GSA tabanlı sezgisel yöntem ile bulunan ortalama en iyi amaç fonksiyonu değeri, KKA tabanlı meta-sezgisel tarafından bulunan ortalama en iyi amaç fonksiyonu değerinden 2,44 kat daha büyüktür. Bununla birlikte, sezgisel algoritmanın kenar sayısı arttıkça daha iyi sonuçlar verdiği görülmektedir. Örneğin 10 düğümlü ve 13 kenarlı Testprob25 için sezgisel yöntemle bulunan amaç fonksiyonunun değeri meta-sezgisel kullanılarak bulunan amaç fonksiyonu değerinden 2,19 kat daha büyükken; 10 düğüm ve 30 kenarlı Testprob.ek1 için, sezgisel algoritma ile elde edilen amaç fonksiyonu değeri, meta-sezgisel ile elde edilen değerden 1,64 kat daha büyüktür. KKA tabanlı meta-sezgisel algoritma, tüm bu test örneklerinde daha iyi sonuçlar bulsa da, KKA tabanlı meta-sezgisel algoritma tarafından kullanılan ortalama süre, GSA tabanlı sezgisel yöntemden 204 kat daha fazladır. Ancak, tüm bu test örneklerinde KKA tarafından kullanılan ortalama süre 1 dakikadan azdır. GSA tarafından kullanılan ortalama süre ise 1 saniyeden azdır. Bu da algoritmaların iyi performans gösterdiğini gösterir.

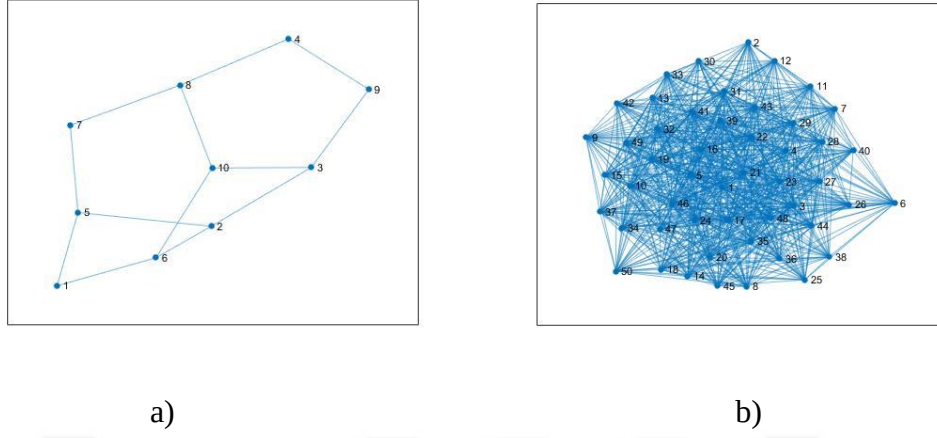
Tablo 12. 10 ve 20 Döğümlü SSZ-HÇPP için Algoritmalardan Elde Edilen Sonuçlar

Test Problemleri	$ V $	$ h $	$ E $	O^{KKA}	T^{KKA} (sn)	O^{GSA}	T^{GSA} (sn)
Testprob25	10	2	13	352,93	0,07	772,21	0,04
Testprob26	10	2	18	382,44	0,23	866,87	0,01
Testprob.ek1	10	2	30	625,66	3,98	1023,12	0,01
Testprob27	10	3	13	393,09	0,18	1137,35	0,03
Testprob28	10	3	18	410,59	5,16	942,59	0,01
Testprob.ek2	10	3	30	643,76	5,72	1626,07	0,01
Testprob29	10	4	13	362,71	0,31	1009,98	0,02
Testprob30	10	4	18	418,11	0,60	1159,91	0,01
Testprob.ek3	10	4	30	752,54	5,86	1512,15	0,01
Testprob31	10	5	13	277,27	0,14	1135,04	0,02
Testprob32	10	5	18	568,42	0,66	1652,14	0,02
Testprob.ek4	10	5	30	758,23	5,40	2513,82	0,02
Testprob33	20	2	55	1146,39	12,03	2441,45	0,04
Testprob34	20	2	76	1658,10	1,871	2484,46	0,02
Testprob.ek5	20	2	127	2329,00	12,67	4126,64	0,02
Testprob35	20	3	55	1530,85	0,029	2259,77	0,02
Testprob36	20	3	76	1674,52	11,49	3924,99	0,02
Testprob.ek6	20	3	127	2466,04	15,15	5785,19	0,03
Testprob37	20	4	55	1384,88	10,49	3795,34	0,03
Testprob38	20	4	76	1708,00	11,37	5313,04	0,03
Testprob.ek7	20	4	127	2721,70	15,43	7438,67	0,03
Testprob39	20	5	55	1418,64	11,83	5436,73	0,12
Testprob40	20	5	76	1821,66	13,48	4918,01	0,16
Testprob.ek8	20	5	127	2632,03	16,02	8564,58	0,05

Tablo 13. 30,40 ve 50 Döğümlü SSZ-HÇPP için Algoritmalardan Elde Edilen Sonuçlar

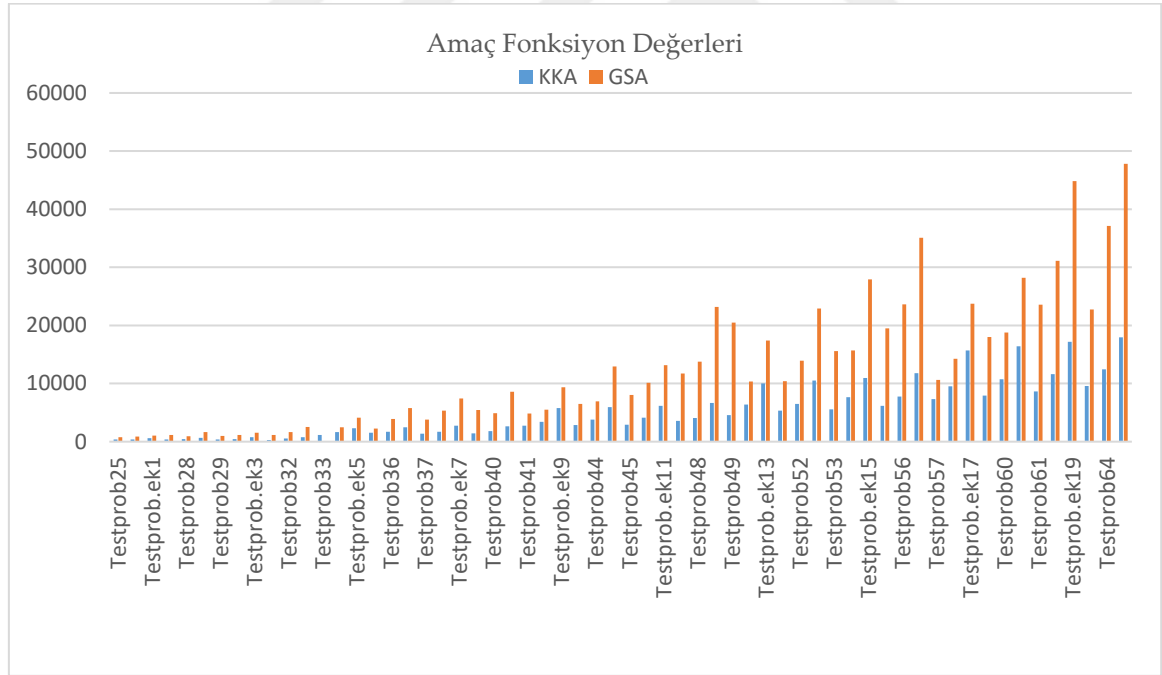
Test Problemleri	$ V $	$ h $	$ E $	O^{KKA}	T^{KKA} (sn)	O^{GSA}	T^{GSA} (sn)
Testprob41	30	2	125	2722,09	21,26	4821,46	0,05
Testprob42	30	2	174	3434,05	99,91	5496,91	0,03
Testprob.ek9	30	2	290	5802,46	49,71	9330,78	0,04
Testprob43	30	3	125	2831,39	20,05	6515,62	0,04
Testprob44	30	3	174	3791,72	33,71	6951,35	0,03
Testprob.ek10	30	3	290	5939,79	33,29	12939,8	0,04
Testprob45	30	4	125	2888,26	22,19	8046,46	0,03
Testprob46	30	4	174	4139,53	28,40	10155,04	0,05
Testprob.ek11	30	4	290	6165,37	40,24	13162,52	0,05
Testprob47	30	5	125	3557,33	24,65	11733,46	0,05
Testprob48	30	5	174	4050,81	28,64	13744,53	0,04
Testprob.ek12	30	5	290	6656,80	35,87	23174,55	0,07
Testprob49	40	2	223	4555,29	879,91	20488,21	0,25
Testprob50	40	2	312	6381,16	39,54	10347,59	0,09
Testprob.ek13	40	2	520	10015,17	94,71	17383,74	0,10
Testprob51	40	3	223	5338,09	35,11	10404,01	0,14
Testprob52	40	3	312	6500,28	108,63	13902,66	0,11
Testprob.ek14	40	3	520	10528,82	64,94	22885,18	0,12
Testprob53	40	4	223	5537,26	42,68	15607,80	0,13
Testprob54	40	4	312	7655,61	53,73	15705,82	0,12
Testprob.ek15	40	4	520	10939,70	187,26	27905,17	0,16
Testprob55	40	5	223	6148,42	41,28	19498,20	0,19
Testprob56	40	5	312	7766,13	48,61	23646,31	0,17
Testprob.ek16	40	5	520	11776,57	78,08	35088,12	0,19
Testprob57	50	2	350	7322,92	99,26	10628,49	0,09
Testprob58	50	2	490	9513,57	896,83	14235,58	0,10
Testprob.ek17	50	2	817	15671,36	667,35	23720,74	0,17
Testprob59	50	3	350	7935,79	119,30	18032,64	0,17
Testprob60	50	3	490	10710,27	72,16	18779,64	0,15
Testprob.ek18	50	3	817	16414,84	150,80	28182,93	0,16
Testprob61	50	4	350	8669,10	63,84	23577,02	0,18
Testprob62	50	4	490	11633,40	73,47	31106,80	0,20
Testprob.ek19	50	4	817	17155,59	108,33	44820,77	0,22
Testprob63	50	5	350	9572,20	73,16	22751,62	0,19
Testprob64	50	5	490	12434,50	76,82	37097,74	0,22
Testprob.ek20	50	5	817	17939,30	198,57	47792,28	0,24

SSZ-HÇPP'de problem boyutu arttıkça şebekenin karmaşıklığı artar ve dolayısıyla her iki yaklaşımda da çözüm için süreleri artar. Örneğin Testprob25 ve Testprob.ek20'nin şebeke gösterimleri Şekil 21'de sunulmuştur.

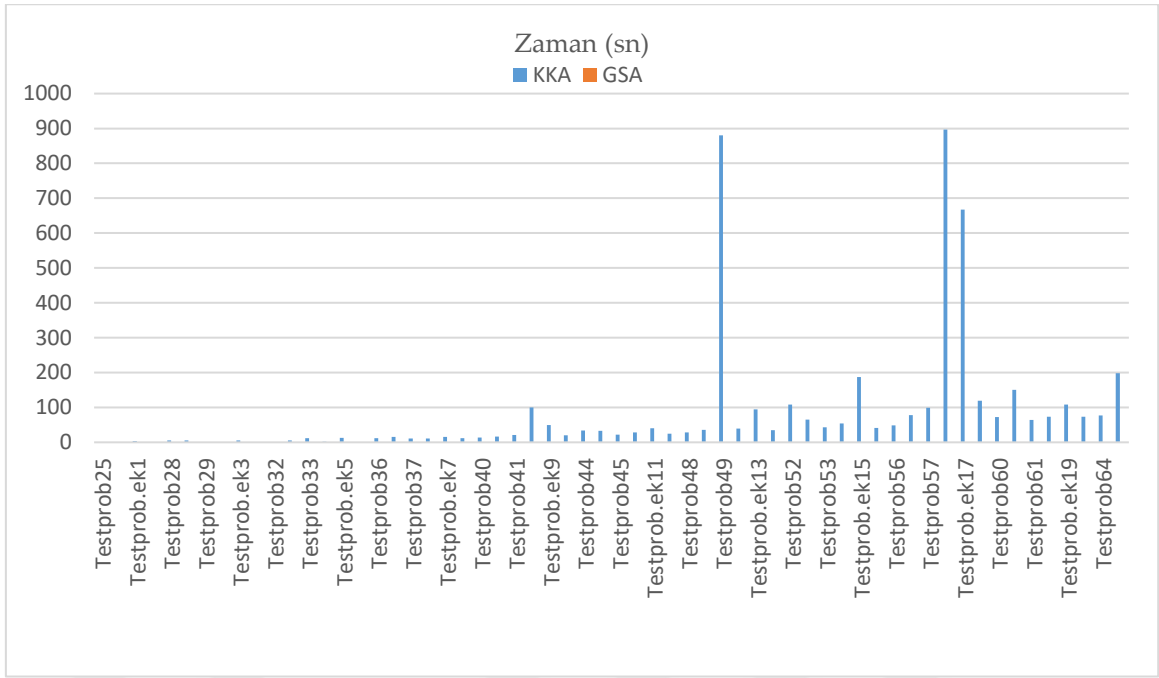


Şekil 21. a) Testprob25'e ait hiyerarşik şebeke örneği b) Testprob.ek20'ye ait hiyerarşik şebeke örneği

Çalışma kapsamında ele alınan test problemleri için ortalama amaç fonksiyon değerleri ve hesaplama süreleri sırasıyla Şekil 22 ve Şekil 23'te verilmiştir.



Şekil 22. Önerilen algoritmaların amaç fonksiyon değerleri



Şekil 23. Önerilen algoritmalar için hesaplama süreleri

30, 40 ve 50 düğümlü tüm durumlarda, GSA tabanlı sezgisel algoritma tarafından bulunan ortalama amaç fonksiyonu değeri, KKA tabanlı meta-sezgiselden 2,34 kat daha büyüktür. KKA tabanlı meta-sezgisel algoritma tüm bu test örneklerinde daha iyi sonuçlar bulsa da, KKA tabanlı meta-sezgisel algoritma tarafından kullanılan ortalama süre GSA tabanlı sezgisel yöntemden 1083,8 kat daha büyüktür. Bu örneklerde KKA tabanlı meta-sezgisel algoritma saniyeler/dakikalar içinde çözümler sağlarken, GSA tabanlı sezgisel yöntemin ortalama bilgisayar çözüm zamanı 1 saniyeden azdır.

Çalışma kapsamında tüm örneklerde KKA tabanlı meta-sezgisel, ortalama amaç fonksiyon değeri açısından GSA tabanlı sezgisel yöntemden daha iyi performans göstermiştir. Bununla birlikte GSA tabanlı sezgisel yöntemin tüm bu test örneklerinde harcadığı ortalama bilgisayar süresi KKA tabanlı meta-sezgiselden daha azdır. Sonuç olarak, KKA'nın temel avantajlarından biri, çözüm alanında yoğun ve derin bir araştırma yapmasıdır. Öte yandan sezgisel algoritma, yalnızca yerel olarak arama yaptığı için meta-sezgisele göre daha kötü sonuçlar vermiştir. Açgözlü algoritmalar çeşitli problem türleri için her zaman en iyi çözümü sağlamasa da bazı problemlere en uygun çözümü bulmaktadır.

SONUÇ VE ÖNERİLER

Bu çalışmada ÇPP'nin bir varyantı olan HÇPP'nin yeni versiyonları olan BSZ-HÇPP ve SSZ-HÇPP sunulmuştur. Dğümler arasındaki seyahat sürelerinin belirsiz olduğu bu problemlerde amaç, ağıın tüm kenarlarını en az bir kez ziyaret ederek en kısa turu veya turları bulmaktır. Seyahat sürelerinin bulanık ve stokastik analizi, gerçek hayattaki durumların karşılanması açısından önemlidir.

Literatürde bu alanda HÇPP ile ilgili benzer bir çalışmaya rastlanılmamıştır. Çalışmada bu alanlarda WoS veri tabanında yer alan ilgili makalelerin bibliyometrik analizine de yer verilmiştir. Bulanık ve stokastik rotalama problemleri ile ilgili en çok kullanılan anahtar kelimeler ve stokastik rotalama problemleri ile ilgili en çok atıf alan yazarlar için bibliyometrik analiz VOSviewer programı ile gerçekleştirilmiştir.

Ayrıca literatürde HÇPP ile ilgili yapılmış olan çalışmaların çoğunda rotalama esnasında araçların kat ettikleri mesafeler dikkate alınmıştır. Fakat piyasadaki rekabet ortamının zirve yaptığı günümüz modern dünyasında zaman israfının olmaması ve planlama süreçlerinin doğru bir şekilde yürütülebilmesi için dğümler arasındaki ulaşım sürelerinin bilinmesi önem teşkil etmektedir.

Gerçek hayat problemlerinin birçoğunda öngörülemeyen hava koşulları, çevresel faktörler veya değişkenlik gösteren trafik yoğunluğunun etkisiyle seyahat sürelerinin ve hızın kesin değerlerle ifade edilmesi her zaman mümkün olamamaktadır. Aynı gün içerisinde bile seyahat sürelerinin uzaklığa bağlı olmakla beraber; kaza veya ulaşımı engelleyecek diğer nedenlerden ötürü belirsiz olduğu söylenebilir. Bu belirsizlik nedeniyle bu tez çalışması kapsamında HÇPP, ilk olarak bulanık mantık yaklaşımıyla ele alınmıştır. Bulanık mantıkta kullanılabilecek üçgensel, yamuksal gibi farklı bulanık sayı çeşitleri bulunmaktadır. Durulaştırma işlemleriyle bu bulanık sayılardan net bir değer elde edilse dahi kullanılan bulanık sayılar sınırlıdır. Bu sebeple bu çalışmada bulanık mantıktan yola çıkılmasına rağmen daha fazla belirsizliği göz önünde bulundurmak ve sonsuz sayıda rassal değişkeni dikkate almak amacıyla çalışma stokastik programlamaya yönelmiştir.

Dolayısıyla HÇPP şans kısıtlı stokastik programlama yaklaşımı ile de çözülmüştür. Ele alınan şans kısıtlı modelde rassallığı oluşturan amaç fonksiyonu katsayılarının normal dağılıma uyduğu varsayılmıştır. Problemin NP-zor yapısından dolayı önerilen model sadece küçük boyutlu örnekler için çözüm bulabilmiştir. Orta ve büyük boyutlu problemlerin makul

sürede çözümlerinin elde edilmesi amacıyla çalışma kapsamında ele alınan test problemlerinin çözümü için ise Matlab-2019b programlama dili kullanılarak biri sezgisel diğeri meta-sezgisel olan iki yeni yaklaşım önerilmiştir.

Çalışmada önerilen yöntemlerin her ikisi de daha önce HÇPP'nin çözümü için kullanılmamıştır. Önerilen sezgisel açgözlü arama tabanlıdır. Geliştirilen meta-sezgisel ise KKA'dan yola çıkılmasına karşın tamamen farklı yeni bir yöntemdir. KKA'da kullanılan feromon miktarı yerine bu algorithmada geçici ziyaret verileri kullanılmaktadır. Ayrıca KKA'da feromon miktarı ne kadar fazlaysa o kadar iyidir, buna karşı geliştirilen bu algorithmada ise HÇPP doğası gereği bir yoldan birden fazla kez geçme ihtimali olduğu için tam tersi bir durum söz konusudur. GSP'nin çözümünde sıkça kullanılan KKA'nın mantığında belirli bir miktar feromonun yollara dağılma oranı bellidir. Çünkü HÇPP'ye benzer bir düğüm rotalama problemi olan GSP'de her düğüme yalnız bir kez uğranılmaktadır. Fakat bu çalışmada ele alınan HÇPP'de yollar birden fazla kez kullanılabilirdiği için hangi yola ne kadar feromon miktarı bırakılacağı belli değildir. Bu sebeple feromon miktarı kullanılamamıştır. Geliştirilen yeni meta-sezgiselin KKA'dan temel farkı kısaca budur.

Önerilen algoritmalar, Çodur and Yılmaz (2020) tarafından üretilen test problemleri kullanılarak test edilmiş ve etkinlikleri karşılaştırılmıştır. Elde edilen sonuçlara göre önerilen algoritmalar, büyük boyutlu problemler de dahil olmak üzere kısa sürede uygun çözümler sunmaktadır. Çalışma kapsamında ele alınan tüm örneklerde önerilen meta-sezgisel, sezgiselden amaç fonksiyonu değeri açısından daha iyi sonuçlar bulsa da önerilen sezgisel algoritmanın kullandığı bilgisayar çözüm zamanı meta-sezgiselden daha kısadır. Bunun bir nedeni sezgiselin aksine meta-sezgiselin çözüm uzayının tamamında arama yapmasıdır.

Tez çalışması boyunca edinilen deneyimlerden yola çıkılarak ve literatürde saptanan boşluklar dikkate alınarak gelecek çalışmalar için aşağıda sıralanan birtakım öneriler verilebilir:

- Bulanık olarak ele alınan seyahat sürelerinde farklı bulanık sayı çeşitleri kullanılabilir.
- Bulanık sayıları durulaştırmak için farklı teknikler kullanılabilir.
- Stokastik olan seyahat sürelerinin farklı dağılımlara uyduğu durumlar ele alınabilir.
- Geliştirilen meta-sezgisel algoritma farklı parametre değerleri altında incelenebilir.
- SSZ-HÇPP için farklı sezgisel ve/veya meta-sezgisel yaklaşımlar geliştirilebilir.

- Stokastik rotalama problemleriyle ilgili araştırma yapacak olan araştırmacılar, bibliyometrik analiz sonuçlarına bakarak bu alanla ilgili en çok kullanılan anahtar kelimelere ve en çok atıf alan yazarlara ilişkin bilgiler elde edebilir. Bu sayede ilgili araştırmacılarda bu alanla ilgili genel bir çerçeve oluşacağı söylenebilir.



KAYNAKLAR

- Adulyasak, Y. and Jaillet P., 2014. Models and algorithms for stochastic and robust vehicle routing with deadlines. *Transp Sci*, 50(2), 608–626.
- Ahr, D. and Reinelt G., 2002. New heuristics and lower bounds for the min–max k-Chinese postman problem. 10. Annual European Symposium on Algorithms, Rome, Italy.
- Ahr, D. and Reinelt G., 2006. A tabu search algorithm for the min-max k-Chinese postman problem. *Computers & Operations Research*, 33(12), 3403-3422.
- Ahr, D., 2004. Contributions to Multiple Postmen Problems. PhD Thesis. Natural Sciences Faculty of Mathematics, Heidelberg University, Germany.
- Ahuja, R.K., Magnanti T.L. and Orlin J.B., 1993. *Network Flows: Theory, Algorithms and Applications*. Prentice Hall, 863 p, New Jersey, USA.
- Aksaraylı, M. ve Pala O., 2015. Şans kısıtlı stokastik programlama yaklaşımı ile ofis ürünleri üretim sistemi modellemesi. 15. Üretim Araştırmaları Sempozyumu, İzmir.
- Akyurt, Ğ.Z., Keskindurk T. and Kalkancı Ç., 2015. Using genetic algorithm for winter maintenance operations: Multi depot k-Chinese postman problem. *EMAJ: Emerging Markets Journal*, 5(1), 50-59.
- Alfa, A.S. and Liu D.Q., 1988. Postman routing problem in a hierarchical network. *Engineering Optimization*, 14: 127-138.
- Aliahmadi, S.Z., Barzinpour F.M. and Pishvae S., 2020. A fuzzy optimization approach to the capacitated node-routing problem for municipal solid waste collection with multiple tours: A case study. *Waste Management and Research*, 38(3) 279-290.
- Alpern, S. and Lidbetter T., 2015. Optimal trade-off between speed and acuity when searching for a small object. *Operations Research*, 63(1), 122-133.
- Aminu, U.F. and Eglese R.W., 2006. A constraint programming approach to the Chinese postman problem with time windows. *Computers & Operations Research*, 33(12), 3423-3431.
- Arakaki, R.K. and Usberti F.L., 2018. Hybrid genetic algorithm for the open capacitated arc routing problem. *Computers & Operations Research*, 90, 221-231.
- Atalay, K.D. ve Apaydın A., 2011. Şans kısıtlı stokastik programlama problemlerinin deterministik eşitlikleri. *Anadolu Üniversitesi Bilim ve Teknoloji Dergisi*, 1, 1-18.
- Atalay, K.D., 2006. Çok Amaçlı Stokastik Programlama Problemlerine Etkileşimli Bulanık Programlama Yaklaşımı, Doktora Tezi, Ankara Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Ankara.
- Azizoğlu, M. and Eroğlu E., 2018. Exact solution approaches for the directed bi-objective Chinese postman problem. *Endüstri Mühendisliği Dergisi*, 29(1-2), 15-30.
- Başkan, Ö., 2009. Karınca Kolonisi Optimizasyonu ile Ulaşım Ağ Tasarımı, Pamukkale Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Doktora Tezi, Denizli.
- Baykal, N. ve Beyan T., 2004. *Bulanık Mantık İlke ve Temelleri*, Bıçaklar Kitabevi, Ankara.
- Belenguer, J.M. and Benavent E., 2003. A cutting plane algorithm for the capacitated arc routing problem. *Computers & Operations Research*, 30(5), 705-728.

- Berberler, M.E., 2009. Sırt Çantası Problem Türleri ve Uygulamaları, Ege Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Doktora Tezi, İzmir.
- Binart, S., Dejax P., Gendreau M. and Semet F., 2016. A 2-stage method for a field service routing problem with stochastic travel and service times. *Computers & Operations Research*, 65, 64-75.
- Bostel, N., Castagliola P., Dejax P. and Langevin A., 2014. Approximating the length of Chinese postman tours. *4OR*, 12(4), 359-372.
- Botao, Z., Shirong L., Qiang L. and Deguo D., 2013. An optimal path planning strategy for multiple target search by a mobile robot. *IEEJ Transactions on Electrical and Electronic Engineering*, 8(2), 155-163.
- Botzheim, J., Földesi P. and Koczy L.T., 2009. Solution for fuzzy road transport traveling salesman problem using eugenic bacterial memetic algorithm, IFSA/EUSFLAT Conf. 2009, Lisbon, Portugal.
- Brandao, J. and Eglese J., 2008. A deterministic tabu search algorithm for the capacitated arc routing problem. *Computers & Operations Research*. 35 (4), 1112 –1126.
- Cabral, E.A., Gendreau M., Ghiani G. and Laporte G., 2004. Solving the hierarchical Chinese postman problem as a rural postman problem. *European Journal of Operational Research*, 155(2), 44-50.
- Cao, E. and Lai M., 2010. The open vehicle routing problem with fuzzy demands, *Expert Systems with Applications*, 37(3), 2405-2411.
- Carraway, R.L., Morin T.L. and Moskowitz H., 1989. Generalized dynamic programming for stochastic combinatorial optimization. *Operations Research*, 37(5), 819-829.
- Chang, T., Wan Y. and Tsang W., 2009. A stochastic dynamic traveling salesman problem with hard time windows. *European Journal of Operational Research*, 198(3), 748-759.
- Changdar, C.G., Mahapatra S.R. and Pal K., 2014. An efficient genetic algorithm for multi-objective solid travelling salesman problem under fuzziness. *Swarm and Evolutionary Computation*, 15, 27-37.
- Charnes, A. and Cooper W.W., 1959. Chance-constrained programming. *Management Science*, 6(1), 73-79.
- Chen, C.T., 2000. Extensions of the TOPSIS for group decision-making under fuzzy environment. *Fuzzy Sets and Systems*, 114(1), 1-9.
- Chen, W.H., 1998. Test sequence generation from the protocol data portion based on the selecting Chinese postman algorithm. *Information Processing Letters*, 65(5), 261-268.
- Christi, M.A., 2017. Solutions of fuzzy transportation problem using best candidates method and different ranking techniques. *International Journal of Mathematical and Computational Sciences*, 11(4), 182-187.
- Colombi, M., Corberan A., Mansini R., Plana I. and Sanchis J.M., 2017. The hierarchical mixed rural postman problem: Polyhedral analysis and a branch-and-cut algorithm. *European Journal of Operational Research*, 257, 1-12.
- Corberan, A., Marti R. and Sanchis J.M., 2002. A Grasp heuristic for the mixed Chinese postman problem. *European Journal Of Operational Research*, 142(1), 70-80.
- Corberan, A., Plana I., Rodriguez-Chia A.M. and Sanchis J.M., 2013. A branch and cut algorithm for the maximum benefit Chinese postman problem. *Mathematical Programming*, 141(1-2), 21-48.

- Çalışkan, K., 2011. Karınca Kolonisi Optimizasyonu ile Araç Rotalama Probleminin Maliyetlerinin Kümeleme Tekniği ile İyileştirilmesi. Y.Lisans Tezi, TOBB Ekonomi ve Teknoloji Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Ankara.
- Çodur, M.K. and Yılmaz M., 2020. A time-dependent hierarchical Chinese postman problem. *Central European Journal of Operations Research*, 28(1), 337-366.
- Dai, G., Li F., Sun Y., Xu D. and Zhang X., 2019. Convergence and correctness of belief propagation for the Chinese postman problem. *Journal of Global Optimization*, 75(3), 813-831.
- Damodaran, P., Krishnamurthi M. and Srihari K., 2008. Lower bounds for hierarchical Chinese postman problem. *International Journal of Industrial Engineering: Theory, Applications and Practice*, 15(1), 36-44.
- Ding, H., Li J. and Lih K.W., 2014. Approximation algorithms for solving the constrained arc routing problem in mixed graphs. *European Journal of Operational Research*, 239(1), 80-88.
- Dingar, D.S. and Sundari K.T., 2014. Neighboring optimal solution for fuzzy travelling salesman problem. *International Journal of Engineering Research and General Science*, 2(4), 307-312.
- Dodurgalı, H.H., 2010. Karınca Kolonisi Optimizasyonu ile Eğitilmiş Çok Katmanlı Yapay Sinir Ağı ile Sınıflandırma. Y.Lisans Tezi, İstanbul Teknik Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, İstanbul.
- Dorigo, M., 1992. Optimization, Learning and Natural Algorithms, Ph. D. Thesis, Politecnico di Milano.
- Dorigo, M., Maniezzo V. and Colomi A., 1996. Ant system: Optimization by a colony of cooperating agents. *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part B (Cybernetics)*, 26(1), 29-41.
- Dreifus, G., Goodrick K., Giles S., Patel M., Foster R.M., Williams C. and Kunc V., 2017. Path optimization along lattices in additive manufacturing using the Chinese postman problem. *3D Printing and Additive Manufacturing*, 4(2), 98-104.
- Dror, M., Stern H. and Trudeau P., 1987. Postman tour on a graph with precedence relation on arcs. *Networks*, 17, 283-294.
- Durmuş, B., 2018. Tamsayılı Programlamada Klasik ve Greedy Sezgisel Algoritma Sonuçlarının Karşılaştırılması. Y.Lisans Tezi, Muğla Sıtkı Koçman Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Muğla.
- D'Urso, P. and Gastaldi T., 2002. An "orderwise" polynomial regression procedure for fuzzy data, *Fuzzy Sets and Systems*, 130(1), 1-19.
- Dussault, B., Golden B., GroëR C. and Wasil E., 2013. Plowing with precedence: A variant of the windy postman problem. *Computers and Operations Research*, 40(4), 1047-1059.
- Edmonds, J. and Johnson E.L., 1973. Matching Euler tours and the Chinese postman problem. *Mathematical Programming*, 5, 88-124.
- Eglese, R.W. and Li L.Y.O., 1992. Efficient routing for winter gritting. *Journal Operational Research Society*, 43, 1031-1034.
- Eglese, R.W., 1994. Routeing winter gritting vehicles. *Discrete Applied Mathematics*, 48(3), 231-244.
- Ehmke, J.F., Campbell A.M. and Urban T.L., 2015. Ensuring service levels in routing problems with time windows and stochastic travel times. *European Journal of Operational Research*, 240(2), 539-550.

- Eiselt, H.A., Gendreau M. and Laporte G., 1995. Arc routing problems, part 1: The Chinese postman problem. *Operations Research*, 43(2), 231-242.
- Ekizler, H., 2011. Araç Rotalama Probleminin Çözümünde Karınca Kolonisi Optimizasyonu Algoritmasının Kullanılması. Y.Lisans Tezi, İstanbul Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, İstanbul.
- El Ouazzani, A., Bakir T., Béché P. and Marquié P., 2013. Real-time weighting optimization in Chinese postman problem. 16. International IEEE Conference on Intelligent Transportation Systems (ITSC 2013), 1594-1598, IEEE.
- Elmas, Ç., 2007, Yapay Zeka Uygulamaları, Seçkin Yayıncılık, Ankara.
- Emel, G.G., Taşkın Ç. ve Dinç E., 2004. Yönsüz Çinli postacı problemi: Polis devriye araçları için bir uygulama. *Anadolu Üniversitesi Sosyal Bilimler Dergisi*, 3(1), 121-140.
- Erbao, C. and Mingyong L., 2009. A hybrid differential evolution algorithm to vehicle routing problem with fuzzy demands. *Journal of Computational and Applied Mathematics*, 231(1), 302-310.
- Eroğlu, E., 2015. A Single Chinese postman problem with two objectives. MS Thesis, Middle East Technical University Institute of Science, Ankara.
- Errico, F., Desaulniers G., Gendreau M., Rei W. and Rousseau L.M., 2016. A priori optimization with recourse for the vehicle routing problem with hard time windows and stochastic service times. *European Journal of Operational Research*, 249(1), 55-66.
- Errico, F., Desaulniers G., Gendreau M., Rei W. and Rousseau L.M., 2018. The vehicle routing problem with hard time windows and stochastic service times. *EURO Journal on Transportation and Logistics*, 7(3), 223-251.
- Fendoğlu, E., 2019. Malatya Büyükşehir Belediyesi İlaçlama Araçlarının Rotalarının Metasezgisel Algoritmalarla Belirlenmesi. Doktora Tezi, İnönü Üniversitesi Sosyal Bilimler Enstitüsü, Malatya.
- Fernandes, C.G., Lee O. and Wakabayashi Y., 2009. Minimum cycle cover and Chinese postman problems on mixed graphs with bounded tree-width. *Discrete Applied Mathematics*, 157(2), 272-279.
- Florian, M., 1984. *Transportation Planning Models*, Elsevier Science Publishers B.V., 499 p, North Holland.
- Gal, S., 1979. Search games with mobile and immobile hider. *SIAM Journal on Control and Optimization*, 17(1), 99-122.
- Ganesh, A.H. and Jayakumar S., 2014. Ranking of fuzzy numbers using radius of gyration of centroids. *International Journal of Basic and Applied Sciences*, 3(1), 17.
- Gendreau, M., Laporte G. and Séguin R., 1996. Stochastic vehicle routing. *European Journal of Operational Research*, 88(1), 3-12.
- Ghasemkhani, A., Tavakkoli-Moghaddam R., Shahnejat-Bushehri S., Momen S. and Tavakkoli-Moghaddam H., 2019. An integrated production inventory routing problem for multi perishable products with fuzzy demands and time windows. *IFAC-PapersOnLine*, 52(13), 523-528.
- Ghiani, G. and Improta G., 2000. An algorithm for the hierarchical Chinese postman problem. *Operations Research Letters*, 26, 27-32.
- Ghiani, G. and Laporte G., 2000. A branch-and-cut algorithm for the undirected rural postman problem. *Mathematical Programming*, 87, 467-481.

- Godinho Filho, M. and Junqueira R.D.Á.R., 2006. Chinese postman problem: Solution methods choice and computational time analysis. *Production*, 16(3), 538-551.
- Granot, D. and Hamers H., 2004. On the equivalence between some local and global Chinese postman and traveling salesman graphs. *Discrete Applied Mathematics*, 134, 67–76.
- Gross, J.L. and Yellen J., 2004. *Handbook of Graph Theory*. 1115 p, CRC Press. Boca Raton.
- Grötschel, M. and Win Z., 1992. A cutting plane algorithm for the windy postman problem. *Mathematical Programming*, 55(1-3), 339-358.
- Gutierrez, A., Dieulle L., Labadie N. and Velasco N., 2016. A multi population memetic algorithm for the vehicle routing problem with time windows and stochastic travel and service times. *IFAC-PapersOnLine*, 49(12), 1204-1209.
- Gutin, G., Jones M. and Wahlström M., 2015. Structural parameterizations of the mixed Chinese postman problem. In *Algorithms-ESA 2015*, Springer, Berlin, Heidelberg.
- Gutin, G., Jones M., Sheng B., Wahlström M. and Yeo A., 2017. Chinese postman problem on edge-colored multigraphs. *Discrete Applied Mathematics*, 217, 196-202.
- Gültepe, A., 2011. Stokastik Eş Zamanlı Topla-Dağıt Araç Rotalama Problemi İçin Melez Yaklaşım: Diferansiyel Evrim Algoritması. Y.Lisans Tezi, Başkent Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Ankara.
- Higle, J.L., 2005. *Stochastic Programming: Optimization When Uncertainty Matters. Emerging Theory, Methods, and Applications. Tutorials in Operations Research*, Informs, Hanover, MD, 30–53.
- Hochbaum, D.S., Lyu C. and Ordóñez F., 2014. Security routing games with multivehicle Chinese postman problem. *Networks*, 64(3), 181-191.
- Hou, L. and Zhou H., 2010. Stochastic vehicle routing problem with uncertain demand and travel time and simultaneous pickups and deliveries. *Third International Joint Conference on Computational Science and Optimization*, IEEE.
- Hsieh, T.Y., Lu S.T. and Tzeng G.H., 2004. Fuzzy MCDM approach for planning and design tenders selection in public office buildings. *International Journal of Project Management*, 22(7), 573-584.
- Huang, S. and Lin P., 2012. Multi-treatment capacitated arc routing of construction machinery in Taiwan's smooth road project. *Automation in Construction*, 21, 210- 218.
- Hulsurkar, S., Biswal M.P. and Sinha S.B., 1997. Fuzzy programming approach to multi-objective stochastic linear programming problems. *Fuzzy Sets and Systems*, 88(2), 173-181.
- Ignizio, P.J., 1980. Solving large-scale problems: A venture into a new dimension. *The Journal of the Operational Research Society*, 31(3), 217-225.
- Irnich, S., 2008. Undirected postman problems with zigzagging option: A cutting-plane approach. *Computers & Operations Research*, 35(12), 3998-4009.
- İşleyen, S.K., 2008. Lojistik Yönetim Sistemlerinde Stokastik Talepli Araç Rotalama Problemi. Y.Lisans Tezi, Gazi Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Ankara.
- Jeddisaravi, K., Alitappeh R.J., Pimenta L.C. and Guimaraes F.G., 2016. Multi-objective approach for robot motion planning in search tasks. *Applied Intelligence*, 45(2), 305-321.
- Jula, H., Dessouky M. and Ioannou P., 2006, Truck route planning in non-stationary stochastic networks with time-windows at customer locations. *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems*, 7(1), 51-62.

- Kail, P. and Mayer J., 2005. Stochastic Linear Programming, Models, Theory, and Computation. Springer, 397 p, New York.
- Kao, E.P., 1978. A preference order dynamic program for a stochastic traveling salesman problem. Operations Research, 26(6), 1033-1045.
- Kapukaya, O., 2019. Adaptif Parçacık Sürü Optimizasyonu ve Karınca Kolonisi Algoritması Kullanarak Öz Ayarlamalı PID Denetleyici Tasarımı. Y.Lisans Tezi, Kahramanmaraş Sütçü İmam Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Kahramanmaraş.
- Kasımbeyli, B., 2016. Önce Dağıt Sonra Topla Araç Rotalama Problemi İçin Çevreci Rotalama. Y.Lisans Tezi, Eskişehir Osmangazi Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Eskişehir.
- Kenyon, A.S. and Morton D.P., 2003. Stochastic vehicle routing with random travel times. Transportation Science, 37(1), 69-82.
- Keskenler, M.F. ve Keskenler E.F., 2017. Bulanık mantığın tarihi gelişimi. Takvim-i Vekayi, 5(1), 1-10.
- Keskin, M.E. and Yılmaz M., 2019. Chinese and windy postman problem with variable service costs. Soft Computing, 23(16), 7359-7373.
- Kızıloğlu, K., 2017. Stokastik Talepli Çok Depolu Araç Rotalama Problemi İçin Sezgisel Bir Çözüm Yaklaşımı. Y.Lisans Tezi, Gazi Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Ankara.
- Kim, S., Lewis M.E. and White C.C., 2005, Optimal vehicle routing with real-time traffic information. IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems, 6(2), 178-188.
- Kirlik, G., 2009. Yeni Bir Kapasiteli Ayrıt Rotalama Problemi ve Çözüm Yaklaşımları. Y.Lisans Tezi, Eskişehir Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Eskişehir.
- Korteweg, P. and Volgenant T., 2006. On the hierarchical Chinese postman problem with linear ordered classes. European Journal of Operational Research, 169, 41-52.
- Kramberger, T., Žerovnik J., Štrubelj G. and Prah K., 2013. GIS technology as an environment for testing an advanced mathematical model for optimization of road maintenance. Central European Journal of Operations Research, 21(1), 59-73.
- Kumar, A. and Gupta A., 2012. Assignment and travelling salesman problems with coefficients as LR fuzzy parameters. International Journal of Applied Science and Engineering, 10(3), 155-170.
- Kwong, C.K. and Bai H., 2003. Determining the importance weights for the customer requirements in QFD using a fuzzy AHP with an extent analysis approach. IIE Transactions, 35(7), 619-626.
- Laporte, G., Gendreau M., Potvin J.Y. and Semet F., 2000. Classical and modern heuristics for the vehicle routing problem. International Transactions in Operational Research, 7(4-5), 285-300.
- Laporte, G., Louveaux F. and Mercure H., 1992. The vehicle routing problem with stochastic travel times. Transportation Science, 26(3), 161-170.
- Laporte, G., Nobert Y. and Taillefer S., 1988. Solving a family of multi-depot vehicle routing and location-routing problems. Transportation Science, 22(3), 161-172.
- Li, X., Tian P. and Leung S.C., 2010. Vehicle routing problems with time windows and stochastic travel and service times: Models and algorithm. International Journal of Production Economics, 125(1), 137-145.
- Lidbetter, T., 2017. On the approximation ratio of the random Chinese postman tour for network search. European Journal of Operational Research, 263(3), 782-788.

- Limon, Y., 2015. On the Balanced k-Chinese Postman Problems. MS Thesis, Middle East Technical University Institute of Science, Ankara.
- Ma, Y.H., Tian G.L. and Li X., 2015. Genetic algorithm for the capacitated Chinese postman problem on mixed networks. *Applied Mechanics and Materials*, 701, 44-49.
- Majumder, S., Kar S. and Pal T., 2019. Uncertain multi-objective Chinese postman problem. *Soft Computing*, 23(22), 11557-11572.
- Malandraki, C. and Daskin M.S., 1992. Time dependent vehicle routing problems: Formulations, properties and heuristic algorithms. *Transportation Science*, 26(3), 185-200.
- Masuyama, H., Ichimori T. and Sasama T., 2006. On ability of orthogonal genetic algorithms for the mixed Chinese postman problem. *International Conference on Software Technologies*, Setúbal, Portugal.
- Miller-Hooks, E. and Mahmassani H.S., 1998. Optimal routing of hazardous materials in stochastic, time-varying transportation networks. *Transp Res Rec*, 1645, 143–151.
- Miranda, D.M. and Conceição S.V., 2016. The vehicle routing problem with hard time windows and stochastic travel and service time. *Expert Systems with Applications*, 64, 104-116.
- Miranda, D.M., 2011. Metaheurísticas para as variantes do problema de roteamento de veículos: Capacitado, com janela de tempo e com tempo de viagem estocástico. MS Thesis, Federal University of Minas Gerais (UFMG).
- Miranda, D.M., Branke J. and Conceição S.V., 2018. Algorithms for the multi-objective vehicle routing problem with hard time windows and stochastic travel time and service time. *Applied Soft Computing*, 70, 66-79.
- Nguyen, V.A., Jiang J., Ng K.M. and Teo K.M., 2016. Satisficing measure approach for vehicle routing problem with time windows under uncertainty. *European Journal of Operational Research*, 248(2), 404-414.
- Nilofer, M. and Rizwanullah M., 2020. An implementation of Chinese postman problem with priorities. *Journal of Intelligent & Fuzzy Systems*, (Preprint), 1-5.
- Nirmala, G. and Anju R., 2012. Travelling Salesman Problem (TSP) using fuzzy quantifier. *International Journal of Science and Research*, 3(12).
- Oh, H., Kim S., Tsourdos A. and White B.A., 2014. Coordinated road-network search route planning by a team of UAVs. *International Journal of Systems Science*, 45(5), 825-840.
- Okur, H.İ., 2018. Karınca Kolonisi Algoritması Kullanılarak Mamografik Görüntülerden Kanserli Bölge Tespiti, Y.Lisans Tezi, İstanbul Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, İstanbul.
- Orloff, C.S., 1974. A fundamental problem in vehicle routing. *Networks*, 4, 35–64.
- Oyola, J., Arntzen H. and Woodruff D.L., 2018. The stochastic vehicle routing problem, a literature review, part I: Models. *EURO Journal on Transportation and Logistics*, 7(3), 193-221.
- Özmen, A., 2015. Bulanık Sayıların Sıralanması, Y.Lisans Tezi, Yaşar Üniversitesi, İzmir.
- Özsoydan, F.B., 2011. Birikimli Açık Araç Rotalama Problemi İçin Sezgisel Çözüm Yaklaşımları. Y.Lisans Tezi, Eskişehir Osmangazi Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Eskişehir.

- Panyukova, T.Y.A.E., 2014. Constructing of OE-postman path for a planar graph. *Bulletin of the South Ural State University, Series: Mathematical Modelling, Programming and Computer Software*, 7(4), 90–101.
- Papadimitriou, C.H., 1976. On the complexity of edge traversing. *Journal of the ACM*, 23, 544-554.
- Pearn, W.L. and Chou J.B., 1999. Improved solutions for the Chinese postman problem on mixed networks. *Computers & Operations Research*, 26(8), 819-827.
- Pearn, W.L. and Wang K.H., 2003. On the maximum benefit Chinese postman problem. *Omega*, 31(4), 269-273.
- Pekel, E. and Kara S.S., 2019. Solving fuzzy capacitated location routing problem using hybrid variable neighborhood search and evolutionary local search. *Applied Soft Computing*, 83, 105665.
- Perrier, N., Langevin A. and Amaya C.A., 2008. Vehicle routing for urban snow plowing operations. *Transportation Science*, 42(1), 44-56.
- Platz, T.T. and Hamers H., 2015. On games arising from multi-depot Chinese postman problems. *Annals of Operations Research*, 235(1), 675-692.
- Prabha, S.K. and Vimala S., 2016. Implementation of BCM for solving the fuzzy assignment problem with various ranking techniques. *Asian Research Journal of Mathematics*, 1-11.
- Prakash, S., Sharma M.K. and Singh A., 2009. A heuristic for multi-objective Chinese postman problem. *International Conference on Computers & Industrial Engineering*, Troyes, France.
- Russell, R.A. and Urban T.L., 2008. Vehicle routing with soft time windows and Erlang travel times. *Journal of the Operational Research Society*, 59(9), 1220-1228.
- Santos, L., Rodrigues J. and Current J., 2010. An improved ant colony optimization based algorithm for the capacitated arc routing problem. *Transportation Research Part B: Methodological*. 44(2), 246-266.
- Sayata, U.B. and Desai N.P., 2015. An algorithm for hierarchical Chinese postman problem using minimum spanning tree approach based on Kruskal's algorithm. *IEEE International Advance Computing Conference (IACC)*, Bangalore, India.
- Shafahi, A. and Haghani A., 2015. Generalized maximum benefit multiple Chinese postman problem. *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, 55, 261-272.
- Shen, Z., Ordóñez F. and Dessouky M.M., 2009. The Stochastic Vehicle Routing Problem for Minimum Unmet Demand. *Optimization and Logistics Challenges in the Enterprise*, Chaovalitwongse, W., Furman K. and Pardalos P. (eds). Springer, Boston, MA. 349-371.
- Singh, J.P. and Thakur N.I., 2016. Ranking of generalized dodecagonal fuzzy numbers using incentre of centroids. *Journal of Mathematics and informatics*, 5, 11-15.
- Solnon, C., 2008. Combining two pheromone structures for solving the car sequencing problem with ant colony optimization, *European Journal of Operational Research*, 191(3), 1043-1055.
- Stricker, R., 1969. Public Sector Vehicle Routing The Chinese Postman Problem. MS Thesis, Massachusetts Institute of Technology, Boston Ave.
- Suil, O. and West D.B., 2015. Sharp bounds for the Chinese postman problem in 3-regular graphs and multigraphs. *Discrete Applied Mathematics*, 190, 163-168.

- Summerfield, S., Dror M. and Cohen A., 2015. City streets parking enforcement inspection decisions: The Chinese postman's perspective. *European Journal of Operational Research*, 242(1), 149-160.
- Sun, J., Meng Y. and Tan G., 2015. An integer programming approach for the Chinese postman problem with time-dependent travel time. *Journal of Combinatorial Optimization*, 29(3), 565-588.
- Şahin, Y. and Eroğlu A., 2014. Kapasite kısıtlı araç rotalama problemi için metasezgisel yöntemler: Bilimsel yazın taraması. *Süleyman Demirel Üniversitesi İktisadi ve İdari Bilimler Fakültesi Dergisi*, 19(4), 337-355.
- Taha, H.A., 1997. *Operations Research on Introduction*. Prentice Hall, 811 p, Upper Saddle River, NJ.
- Taha, H.A., 2000. *Yöneylem Araştırması*, 6.baskı, Literatür Yayıncılık, İstanbul.
- Talbi, E.G., Roux O., Fonlupt C. and Robillard D., 2001. Parallel ant colonies for the quadratic assignment problem. *Future Generation Computer Systems*, 17(4), 441-449.
- Tan, G., Cui X. and Zhang Y., 2005. Chinese postman problem in stochastic networks. In *Joint International Conference on Autonomic and Autonomous Systems and International Conference on Networking and Services-(icas-isns' 05)*, IEEE.
- Taş, D., Dellaert N., Van Woensel T. and De Kok T., 2013. Vehicle routing problem with stochastic travel times including soft time windows and service costs. *Computers & Operations Research*, 40(1), 214-224.
- Teodorovic, D. and Pavkovic G., 1996. The fuzzy set theory approach to the vehicle routing problem when demand at nodes is uncertain. *Fuzzy Sets and Systems*, 82(3), 307-317.
- Thimbleby, H., 2003. Explaining code for publication. *Software-Practice and Experience*, 33(10), 975-1001.
- Tillman, F.A., 1969. The multiple terminal delivery problem with probabilistic demands. *Transportation Science*, 3(3), 192-204.
- Tirkolaee, E., Alinaghian M., Hosseinabadi A., Sasi M. and Sangaiah A., 2019. An improved ant colony optimization for the multi-trip capacitated arc routing problem. *Computers & Electrical Engineering*, 77, 457-470.
- Tohidifard, M., Tavakkoli-Moghaddam R., Navazi F. and Partovi M., 2018. A multi-depot home care routing problem with time windows and fuzzy demands solving by particle swarm optimization and genetic algorithm. *IFAC-PapersOnLine*, 51(11), 358-363.
- Uğurlu, O., 2018. *Rotalama Problemleri İçin Algoritmik Yaklaşımlar*. Doktora Tezi, Ege Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, İzmir.
- Wallace, S.W. and Ziemba W.T., 2005. *Applications Of Stochastic Programming*. Society for Industrial and Applied Mathematics.
- Wang, H.F. and Wen Y.P., 2002. Time-constrained Chinese postman problems. *Computers and Mathematics with Applications*, 44, 375-387.
- Willemse, E. and Joubert J., 2016. Splitting procedures for the mixed capacitated arc routing problem under time restrictions with intermediate facilities. *Operations Research Letters*, 44(5), 569-574.
- Win, Z., 1989. On the windy postman problem on Eulerian graphs. *Mathematical Programming*, 44(1-3), 97-112.
- Xu, A., Viriyasuthee C. and Rekleitis I., 2014. Efficient complete coverage of a known arbitrary environment with applications to aerial operations. *Autonomous Robots*, 26, 365-381.

- Yager, R.R., 1978. Fuzzy decision making including unequal objectives. *Fuzzy Sets and Systems*, 1(2), 87-95.
- Yahya Mohammed, S. and Divya M., 2016. Solving fuzzy travelling salesman problem using octagon fuzzy numbers with α - cut and ranking technique. *IOSR Journal of Mathematics (IOSR-JM)*, 12(6), 52-56.
- Yılmaz, M., 2018. Karayolları bakım çalışmasında kullanılan araçların güzergâhlarının hiyerarşik Çinli postacı problemi kullanılarak düzenlenmesi. *Iğdır Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü Dergisi*, 8(4), 107-115.
- Yılmaz, M., Çodur M.K. and Yılmaz H., 2017. Chinese postman problem approach for a large-scale conventional rail network in Turkey. *Tehnički Vjesnik*, 24(5), 1471-1477.
- Yılmaz, M. and Codur M.K., 2016. k-Chinese postman problem approach for snow plowing operations: A case study. 3. International Conference on Recent Advances in Pure and Applied Mathematics, Bodrum.
- Zadeh, L.A., 1965. Fuzzy sets. *Information and Control*, 8(3), 338-353.
- Zadeh, L.A., 1998. *Commercialism and Human Values*, Azerbaijan International, Spring.
- Zhang, B. and Peng J., 2012. Uncertain programming model for Chinese postman problem with uncertain weights. *Industrial Engineering & Management Systems*, 11, 18-25.
- Zhang, J., Lam W.H. and Chen B.Y., 2013. A stochastic vehicle routing problem with travel time uncertainty: Trade-off between cost and customer service. *Networks and Spatial Economics*, 13(4), 471-496.
- Zheng, Y. and Liu B., 2006. Fuzzy vehicle routing model with credibility measure and its hybrid intelligent algorithm. *Applied Mathematics and Computation*, 176(2), 673-683.
- Zimmermann, H.J., 2001. *Fuzzy Set Theory and its Applications*, 4th ed., Kluwer Academic Publishers, Dordrecht.

ÖZGEÇMİŞ

Kişisel Bilgiler	
Adı Soyadı:	Özlem ÇOMAKLI SÖKMEN
Doğum tarihi:	
Doğum Yeri:	
Uyruğu:	
Adres:	
E-mail:	
Eğitim	
Lise:	Erzurum Anadolu Lisesi
Lisans:	Atatürk Üniversitesi, Mühendislik Fakültesi (2013)
Yüksek lisans:	Atatürk Üniversitesi, Fen Bilimleri Enstitüsü, Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı (2015)
Doktora:	Atatürk Üniversitesi, Fen Bilimleri Enstitüsü, Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı (2021)
Yabancı Dil Bilgisi	
İngilizce:	İyi
Tezden Üretilmiş Yayınlar	
<u>SCI, SCI-Expanded Kapsamında Makaleler</u>	
1. Sokmen, O.C. and Yılmaz M., 2021. Hierarchical Chinese postman problem with fuzzy travel times. Iranian Journal of Fuzzy Systems.	
<u>Diğer Makaleler</u>	
1. Sökmen, Ö.Ç. and Yılmaz M., 2020. Stokastik parametre değerlerine sahip hiyerarşik Çinli postacı problemi ve bir uygulama. Iğdır Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü Dergisi.	
<u>Uluslararası Bildiriler</u>	
1. Sokmen, O.C., Emec S., Yılmaz M. and Akkaya G., 2019. An overview of Chinese postman problem. 3rd International Conference on Advanced Engineering Technologies, Bayburt, Turkey.	
2. Sökmen, Ö.Ç. and Yılmaz M., 2019. Stochastic Chinese postman problem and an application, 4th International Energy & Engineering Congress, Gaziantep, Turkey.	
3. Sökmen, Ö.Ç. and Yılmaz M., 2019. Fuzzy Chinese postman problem and an application, 4th International Energy & Engineering Congress, Gaziantep, Turkey.	