



Yük Birleřtirme ve Sevkiyat Planlaması Problemleri

Program Kodu: 1001

Proje No: 214M195

Proje Yürütücüsü:

Doç. Dr. Nail Özgür ÖZPEYNİRCİ

Arařtırmacılar:

Dr. Öğr. Üyesi Ahmet Camcı

Bursiyerler:

Dr. Sinem Tokcaer

Seda Lafcı

Arya Sevgen

Mustafa Can Özbaş

İrem Çelik

Ömer Ceylan

AĞUSTOS 2018
İZMİR

ÖNSÖZ

Günümüzün dinamik rekabet koşullarında uzak mesafe ve uluslararası yük taşımacılığı, hizmet sağlayıcılarının en iyi hizmeti, en düşük maliyetle vermek durumunda olduğu bir pazardır. Burada, lojistik taşıma maliyetlerinin yükün hacmi ve taşıma mesafesiyle doğrudan ilişkisi olması nedeniyle yük konsolidasyonu büyük önem taşımakta ve önemli bir rekabet avantajı sağlamaktadır. Bu bakımdan, hizmet sağlayıcıları hızlı, ölçek ekonomisinden faydalanan, verimli ve düşük maliyetli yük birleştirme sistemleri geliştirmektedirler. Hizmet sağlayıcıların sık karşılaştığı problemlerden biri, farklı müşterilere ait, bir komple araç yükünden az, farklı boyut ve miktardaki parsiyel yüklerin bir veya daha fazla araç içerisine yüklenerek, müşterinin talep ettiği zaman aralığı içerisinde dağıtımını sağlamaktır. Hizmet sağlayıcılarının günlük operasyon süreçleri içerisinde yer alan bu problem, genellikle operasyon birimi elemanları tarafından el ile çözümlenmekte olup, problemin çözümlenme sürecinde analitik yöntemlerin kullanımı oldukça azdır.

Bu noktadan yola çıkarak yük birleştirme ve sevkiyat planlaması (YBSP) problemlerine analitik çözüm yöntemleri geliştirilmiştir. Geliştirilen yöntemler lojistik açısından, daha az maliyeti olan yeni araç rotalarının belirlenmesini sağlamış; karmaşıklığın ve uzun elleçleme süresinin önüne geçmek açısından yüklerin araca yerleştirilmesi konusunda iyileştirmeler sağlamıştır. Tedarik zinciri açısından ise müşteri taleplerini karşılarken stok takibi ve talebin yönetilmesi sürecini daha yakın şekilde yapılandırılmasıyla teslimat aralıklarının kısalmasına katkı sağlanmıştır. Bu şekilde taşımacılık maliyetlerinin kontrolü sağlanmış, lojistik sektöründe çalışan firmaların teslimat aralığı dışına çıkıp geç teslimat yapmalarını engelleyecek ve operasyonel yapısını geliştirecek bir görüş sağlanması hedeflenmiştir. Zira geç teslimatlar müşteri memnuniyetini azaltmakla birlikte firmanın maliyetlerinin düşmesini sağlamaktadır. Burada hem müşteri memnuniyeti hem de maliyet söz konusu olduğundan çalışmanın bir kısmı da çok amaçlı bir problem olarak ele alınmıştır. Sektöre fayda sağlamanın yanı sıra, hem problemlere iyi sonuçlar önerme hem de hesaplama süresi açısından literatüre katkıda bulunan bu çalışmanın araştırmacılara ışık tutması ve yeni araştırma konuları oluşturması beklenmektedir.

Bu vesile ile öncelikle projemizle ilgilenen uzmanların şahsında TÜBİTAK'a ve projenin yürütülmesinde sabırla çalışıp bu araştırmayı keyif alarak yürütmemizi mümkün kılan tüm proje ekibine ve projeye gerçek hayat verisi sağlayarak destek veren Ekol Lojistik'e gönülden teşekkür ederiz.

ÖZET

Bu projede karayolu parsiyel taşımacılık sektöründe karşılaşılan gerçek bir problem dört farklı varsayım altında dört farklı iş paketi olarak incelenmiştir. Birinci iş paketinde Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlama (YBSP) problemi için matematiksel programlama modeli önerilmiş, problemin çözüm karmaşıklığını incelenmiş, alt sınır algoritması ve etkin sezgisel çözüm yöntemleri geliştirilmiştir. İkinci iş paketi ile, birinci iş paketinde kullanılan çözüm yönteminde var olmayan rotaları üretmek üzere, bir kesin çözüm yöntemi olarak dal-fiyat algoritması geliştirilmiştir. Üçüncü iş paketi ile, ilk iki iş paketinde göz ardı edilen ve gerçek hayatta var olan yükleme kısıtlarını probleme entegre etmek amacıyla, Kutu Paketleme Problemi için sezgisel çözüm yöntemi geliştirilmiştir. Bu çözüm yöntemi, her iki iş paketine entegre edilmiştir. Son iş paketinde ise ikinci bir amaç olarak müşteri hizmet seviyesi tanımlanmış ve müşteri memnuniyeti ile maliyet arasındaki ödünleşim incelenmiştir.

Projede ele alınan gerçek hayat problemi operasyonel bir problemdir ve hızlı kararlar alınmaktadır. Bu sebeple, tüm iş paketlerine dair geliştirilen algoritmalar için en önemli hedef çözüm süresinin kısa olmasıdır. Deney sonuçları göstermektedir ki, tüm iş paketlerinde geliştirilen yöntemler kısa sürede iyi kaliteli çözümler üretmektedir. Ayrıca, bu proje ile üretilen algoritmalar, gerçek hayat verisi ile test edilmiş ve sektörde uygulanan çözümleri iyileştirmenin mümkün olduğu görülmüştür.

Anahtar sözcükler: Yük Birleştirme, Sevkiyat Planlama, Sezgisel, Kesin Çözüm Yöntemi, Çok Amaçlı Karar Verme, Kutu Paketleme Problemi.

ABSTRACT

In this project, a real problem in the road transportation industry has been examined under four different work packages with different objectives. In the first work package, a mathematical programming model was proposed for the Shipment Consolidation and Dispatch Planning (SCDP) problem, the solution complexity of the problem was examined, the lower bound algorithm and effective heuristic solution methods were developed. With the second work package, a branch-price algorithm has been developed to generate routes which do not exist in the solution method used in the first work package. With the third work package, a heuristic algorithm for the Bin Packing Problem was developed to integrate real life loading constraints to the problem which were ignored in the first two work packages. In the last work package, customer service level is defined as a second objective and the trade-off between customer satisfaction and cost is examined.

The real life problem examined throughout the project is an operational planning problem, hence quick decisions has to be taken. For this reason, the most important performance indicator for the algorithms of all work packages is computation time. Experimental results show that the methods developed in all work packages produce good quality solutions in a short time. In addition, the algorithms produced with this project have been tested with real-life instances, and it has been seen that it is possible to improve solutions applied in the industry.

Keywords: Shipment Consolidation, Dispatching, Heuristics, Exact Solution, Multiple Criteria Decision Making, Bin Packing Problem.

İçindekiler

Önsöz	i
Özet	ii
Abstract	iii
Tablo Listesi	ix
Şekil Listesi	x
1 Giriş	1
2 İş Paketi-1 Kapsamında Yapılan Çalışmalar: Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlama Problemi	5
2.1 Giriş	5
2.2 Yazın Taraması	5
2.3 Problemin Tanımı ve Matematiksel Model	9
2.3.1 Matematiksel Model	9
2.3.2 Çözüm Karmaşıklığı	14

2.4	Alt Sınır Algoritmaları	15
2.4.1	Alt Sınır 1: Bütünlük Kısıtlarını Gevşetme	16
2.4.2	Alt Sınır 2: Kapasite Kısıtlarını Gevşetme	17
2.5	Değişken Komşuluk Arama	18
2.6	Deneyler	21
2.6.1	Deney Tasarımı	21
2.6.2	Deney Sonuçları	23
2.6.3	Ön Deneyler	23
2.7	Matematiksel Modeller ve Alt Sınır Algoritmaları Üzerindeki Deneyler	25
2.8	Sonuç	28
3	İş Paketi-2 Kapsamında Yapılan Çalışmalar: Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlama Problemi için Rota Oluşturma	30
3.1	Giriş	30
3.2	Yazın Taraması	31
3.3	Problem Tanımı ve Matematiksel Programlama Modeli	32
3.3.1	Matematiksel Programlama Modeli	34
3.4	Ayrıştırma Yaklaşımı ve Dal-Fiyat Algoritması	37
3.5	Sayısal Deneyler	41
3.5.1	Ana Problem ve Dal-Fiyat Algoritması Performansları	43
3.5.2	Dal-Fiyat Algoritması Deney Sonuçları	44
3.6	Sonuçlar	48

4 İş Paketi-3 Kapsamında Yapılan Çalışmalar: Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlama Problemi ile Etkileşimli Çalışan Kutu Paketleme Problemi	50
4.1 Giriş	50
4.2 Yazın Taraması	51
4.2.1 3B-KPP kısıtları	51
4.2.2 Sezgisel Yöntem	53
4.3 3B-KPP Tamsayı Programlama Modeli	56
4.4 Sezgisel Yöntem	58
4.5 Sayısal Deneyler	59
4.5.1 Öncül Deneyler	59
4.5.2 SCDP-1 ile Etkileşimli KYP Algoritması	60
4.5.3 SDCP-2 ile Etkileşimli KYP Algoritması	63
4.6 Sonuç	67
5 İş Paketi-4 Kapsamında Yapılan Çalışmalar: Çok Amaçlı ve Teslimat Zamanı Esnek Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlaması Problemi	68
5.1 Giriş	68
5.2 Yazın Taraması	69
5.3 Matematiksel Model	72
5.4 Sayısal Deneyler	75
5.5 Sonuç	79
6 Sonuç	82

Kaynakça	84
Ek 1: 1.İş Paketi Deney Sonuçları	95
Ek-2: Vaka Çalışması	104

Tablo Listesi

2.1	Komşuluk Yapıları	20
2.2	Örnek Oluşumunu Kontrol Eden Parametre Düzeyleri	23
2.3	Ön Deneylerin Sonuçları	24
2.4	Tüm Olası Matematiksel Model Kombinasyonları	25
2.5	Tüm Olası Problem Kombinasyonlarının Performansları	25
2.6	Matematiksel Modellerin 3600 sn içindeki Performansları	26
2.7	Alt Sınır Algoritmalarının 3600 sn İçerisindeki Performansları	27
2.8	Tüm Örnekler için Matematiksel Model ve DKA Algoritması Çözüm Performansları	28
3.1	Tamsayılı Programlamanın Çözüm Performansına Etkisi	42
3.2	Ana Problem ve Dal-Fiyat Algoritması Performansları	43
3.3	Dal-Fiyat Algoritması Çözüm Kalitesi Performansı	45
3.4	Dal-Fiyat Algoritması Çözüm Süresi Performansı	46
3.5	Eklene Kolon Sayısı	47
3.6	Ziyaret Edilen Düğüm Sayısı	48

4.1	KYP Sezgiseli ve Moura ve Oliveira (2005) Performansları	60
4.2	DKA ve DKA-KYP Algoritmalarının Kapasite Kullanım Oranları	61
4.3	Reddedilen Araçların Kapasite Kullanım Oranları	62
4.4	DKA ve DKA-KYP'nin Çözüm Kalitesi ve Süresi	63
4.5	DFA ve DFA-KYP Algoritmalarında Eklenen Kolon Sayısı ve Çözüm Süresi	65
4.6	KYP Algoritmasının Toplam Maliyet ve Araç Sayısı Üzerindeki Etkisi	65
4.7	DFA ve DFA-KYP Algoritmalarının Kapasite Kullanım Oranları (%)	66
4.8	Reddedilen Araçların Kullanım Oranları (%)	67
5.1	Örnek Oluşumunu Kontrol Eden Parametre Seviyeleri	76
5.2	Sipariş sayısı 10 olan örneklerin sonuçları ($p=100$ için)	76
5.3	Sipariş sayısı 10 olan örneklerin sonuçları ($\delta = 4$ için)	77
5.4	Sipariş sayısı 20 olan örneklerin sonuçları ($p=100$ için)	77
5.5	Sipariş sayısı 20 olan örneklerin sonuçları ($\delta = 4$ için)	78
5.6	Amaç Fonksiyonunda Yapılan Yüzdesel İyileştirmeler	80
5.7	Araç Sayısında Yapılan Yüzdesel İyileştirmeler	81

Şekil Listesi

3.1	Üç sipariş için aracın çıkabileceği günler	34
3.2	DFA Yakınsama Eğrisi	42
3.3	DFA-TP Yakınsama Eğrisi	42
3.4	Alt Sınırların Ortalama Sapma Değerleri	43
3.5	DF Algoritmasının Bir Örnek İçin Yakınsama Eğrisi	47
3.6	Hesaplama Performansı ile Düğüm ve Kolon Sayısı Karşılaştırması	48
4.1	Herhangi Bir Düğümde KYP etkileşimli Kolon Türetme Prosedürü	64

1. Giriş

Uzak mesafe ve uluslararası yük taşımacılığı, rekabetin oldukça fazla hissedildiği ve hizmet sağlayıcıların en iyi hizmeti, en düşük maliyetle vermek durumunda olduğu bir pazardır. Bu zorluğun üstesinden gelmek için hizmet sağlayıcıları, ölçek ekonomisinden faydalanan, verimli ve düşük maliyetli yük birleştirme sistemleri geliştirmektedirler. Bu bakımdan, hizmet sağlayıcıları maliyetleri en azlamakla birlikte farklı müşterilere ait, bir tam araç yükünden az, farklı boyut ve miktardaki parsiyel yüklerinin bir veya fazla araç içerisine yüklenerek, müşterinin talep ettiği zaman aralığı içerisinde dağıtımını sağlamayı planlamaktadır. Bununla birlikte, hizmet sağlayıcılarının çoğu yüklerin teslimatını araç ile direk olarak veya sözleşmeli yurtdışı acentesinin aktarma depoları üzerinden, aracın seyahat süresini kısaltmak ve farklı bölgelere servis sağlamak için yapmaktadır. Hizmet sağlayıcıları buna benzer yük birleştirme planlarını günlük operasyon süreçleri içerisinde sık sık yaparlar ve genellikle çözümleri el ile bulurlar. Hizmet sağlayıcılarının fazla miktarda araç yükünden az yükleri olduğunda, bir veya birkaç sevk memuru daha yük birleştirme planları için tahsis edilir.

Gerçek hayat probleminin varsayımları dört temel yapı altında toplanabilir; (i) yüke ait özellikler, (ii) araç özellikleri ve yükleme kısıtları, (iii) problemin teslimat yapısı, (iv) rota ve maliyet yapısı. *Yüke ait özellikler*, yükün hazır olma tarihinden önce bilinen özelliklerdir; çoğunlukla paletler ve kutular şeklindeki siparişin parça sayısı, yükün uzunluğu, yüksekliği, genişliği ve ağırlığı, yükün teslimatı için gereken zaman aralığı (hazır olma ve son teslim edilme tarihi, yükün teslim edilme tarihi, sipariş üzerindeki özel koşullar)Örneğin, tehlikeli maddeler, istifleme vb.

Araç özellikleri ve yükleme kısıtları, araç kapasitesini belirtmekle birlikte, aracın yüklenmesine dair çeşitli kısıtları içermektedir. Örneğin, bazı yükler üst üste konulamamaktadır, çok ağır yükler dingil üzerine yüklenmek durumundadır veya birlikte yüklenmemesi gereken mal türleri ayrı araçlara yüklenmelidir.

Problemin teslimat yapısı, mevcut yurtdışı acentelik sözleşmeleri çerçevesinde şekillenmektedir ve yüklerin teslimatı araç ile direk olarak veya sözleşmeli yurtdışı acentesinin aktarma depoları üzerinden yapılmaktadır. Aktarma depolarının kullanımındaki temel amaç aracın seyahat süresini

kısaltmak ve farklı bölgelere servis sağlamaktır. Bir yük aktarma deposu aracılığıyla teslim edilirse, yükün hacimsel ağırlığı oranında aktarma maliyeti ile karşılaşılmaktadır.

Rota ve maliyet yapısı yapılan taşımaların uzak mesafeler üzerinde gerçekleşmesi sebebiyle, kısa mesafe taşımacılığında uygulanan araç rotalama operasyonundan farklılıklar göstermektedir. Bu noktada, operasyonun kolaylaştırılması adına taşıma hizmeti sağlayıcıları tarafından kabul edilen varsayımlar söz konusudur. Buna göre, araç güzergahını araç içindeki en uzak mesafeli yük belirlemektedir. Aracın güzergahı belirli olduktan sonra, aracın güzergahtan sapmayacağı şekilde teslimat yapılabilecek yükler aracın içine yerleştirilmektedir. Aracın sabit maliyeti ise alt tedarikçiler ile yapılan yıllık sözleşmeler çerçevesinde belirlenmiştir. Söz konusu sözleşmelerde, aracın gidilebileceği bölgeler belirlenmiş, bu bölgede gidilebilecek en uzak mesafeye göre rotaların fiyatları sabitlenmiş ve araçların izleyebileceği güzergah varış ülkesindeki ana arter yol hatlarına göre belirlenmiştir. Rota üzerinde yapılacak belirli sayıda durak genellikle sabit rota maliyetine dahil edilmekle birlikte, sonraki her durak için ek maliyetle karşılaşılmaktadır. Durak sayısının fazla olması yüklerin teslimat sürelerini geciktirmekte ve maliyetlerin yükselmesine sebep olmaktadır. Bu sebeple araçların olabildiğince az durakta durması da önem arz etmektedir.

Yukarıda belirtilen problem gerçek hayat uygulamalarında ortak bir operasyonel problem olmasına ve hizmet sağlayıcılarının günlük operasyonel planlamalarında sık sık kullanılmasına rağmen, problem genellikle karar verici tarafından elle çözülür. Bu yüzden, bu araştırmanın amacı hizmet sağlayıcısının operasyonel planlamalarında yük birleştirme ve sevkiyatın entegre değerlendirilmesi için bir çözüm yaklaşımı tasarlamaktır. Böyle bir yaklaşım, hizmet sağlayıcılarına toplam maliyetleri azaltmak için yardımcı olabilir ve hem taşımacılık hem de insan kaynaklarının verimli kullanımını artırabilir. Ayrıca, araştırma yeni bir problem tanımlama ve problemin ana özelliklerini analiz ederek mevcut literatüre katkıda bulunmaktadır.

Bu proje kapsamında, yukarıda özetlenen problem, 4 kısımda ele alınmaktadır. Projenin ilk iş paketi ile, araç maliyetinin yıllık sözleşmeler kapsamında belirlendiği, kısıtlı bir rota kümesi ile çözüm yöntemi geliştirilmiştir. Bu kapsamda matematiksel model önerilmiş, alt sınır ve sezgisel üst sınır algoritmaları önerilmiştir. Hem matematiksel model, hem de algoritmaları, rassal oluşturulmuş deney seti üzerinde test edilerek, süre ve kalite açısından performansları incelenmiştir.

Birinci iş paketi kapsamında ele alınan Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlama Problemi (SCDP-1)

önceden tanımlanmış rota kümesini kullanmaktadır ve problemin en iyi çözümü de verilmiş olan rota kümesi için en iyi sonuçtur. Rota kümesine eklenecek yeni rotalar ile problemin amaç fonksiyonu daha iyi bir değere ulaşabilir. Ancak rota kümesinin büyümesinin beklenen bir olumsuz etkisi çözüm süresinin artışıdır. Projenin ikinci kısmında, aracın sabit maliyetinin rota kümesi olmadan, aracın içerisindeki en uzak mesafeye göre belirlendiği problem türü için çözüm yöntemi geliştirilmiştir. Bu kapsamda, problem için matematiksel model geliştirilmiş, model Dantzig-Wolfe ayrıştırma yöntemi ile üst ve alt problemler olarak tanımlanmıştır. Ayrıştırılmış problem için dal-sınır algoritması içinde çalışan kolon türetme algoritması geliştirilmiştir. Matematiksel modelin ve dal-sınır algoritmasının çözüm kalitesi ve süre performansı ilk kısımda kullanılan rassal örnek seti üzerinde test edilmiş ve raporlanmıştır.

Projenin birinci ve ikinci kısımlarında önerilen çözüm yöntemlerinde, gerçek hayatta kullanılan yükleme kısıtları gözardı edilmiştir. Bu bakımdan, ilk iki kısımda önerilen çözüm yöntemleri ile bulunan yükleme planları, gerçek hayat yükleme kısıtları da göz önüne alındığında, olumsuz veya verimsiz olabilir. Her iki sonuç da hizmet sağlayıcılar tarafından tercih edilmemektedir. Bu sebeple, projenin üçüncü kısmında yükleme planı yaparken yüklerin araca yerleştirilmesini de dikkate alan bir yaklaşım geliştirilmiştir. Yüklerin araca yerleştirilmesi problemi üç boyutlu kutu paketleme problemi (3B-KPP) olarak ele alınmış, probleme söz konusu olan yükleme kısıtlarını göz önüne alan bir sezgisel 3B-KPP algoritması önerilmiştir. Bu algoritma, birinci ve ikinci kısımda geliştirilen çözüm yöntemlerine entegre edilerek, çözüm kalitesi ve çözüm süresindeki değişiklikler incelenmiştir.

Projede ele alınan problemde, yükün son teslim tarihinin geçilmesini önleyen katı zaman aralığı kısıtları kullanılmaktadır. Projenin dördüncü kısmında ise geç teslimatlara izin verilecek ve zamanında teslimat kısıtı esnek hale getirilmiştir. Ancak geç teslimatlar müşteri siparişlerinin karşılanma oranının azalmasına sebep olmakta ve hizmet kalitesini düşürmektedir. Bu sebeple, birinci kısımda önerilen matematiksel modele maliyetin azalmasına ek ikincil bir amaç olarak müşteri hizmet düzeyi tanımlanmıştır. Geliştirilen iki amaçlı matematiksel model, birinci kısımda kullanılan rassal örnek seti üzerinde test edilmiş ve farklı senaryolar için müşteri hizmet düzeyi ve maliyet değişimi incelenmiş, süre ve çözüm kalitesi performansları raporlanmıştır.

Proje süresince Özgür Özpeynirci yürütücü, Ahmet Camcı araştırmacı ve Sinem Tokcaer doktora bursiyeri olarak görev yapmıştır. Ayrıca,

- Seda Lafcı 01/09/2015 tarihinden proje sonuçlanıncaya kadar yüksek lisans bursiyeri,
- Mustafa Can Özbaş 01/09/2015 - 31/01/2016 tarihleri arasında yüksek lisans bursiyeri,
- Arya Sevgen 01/10/2016 - 31/07/2017 tarihleri arasında doktora bursiyeri,
- İrem Çelik 01/02/2016 - 30/06/2016 tarihleri arasında lisans bursiyeri,
- Ömer Ceylan 25/10/2017 tarihinden proje sonuçlanıncaya kadar lisans bursiyeri,

olarak proje ekibinde yer almış ve çeşitli iş paketlerinde görev yapmışlardır.

Bu proje raporuyla, yukarıda özetlenen kısımlar sırasıyla detaylı şekilde açıklanmıştır. Sonuç kısmında, her kısmın sonuçları, proje iş paketleri kapsamında belirlenen başarı hedefleri açısından değerlendirilmiş ve proje çıktıları raporlanmıştır.

2. İş Paketi-1 Kapsamında Yapılan Çalışmalar: Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlama Problemi

2.1 Giriş

Raporun bu kısmında, gerçek hayat probleminde alt taşıyıcı kullanarak parsiyel yük taşımacılığı yapan ve araç maliyetleri yıllık sözleşmeler çerçevesinde belirlenen hizmet sağlayıcılara yönelik problem için çözüm yöntemleri geliştirilmiştir. Rapor şu şekilde düzenlenmiştir. İkinci bölümde probleme dair yazın taraması özetlenmiştir. Üçüncü bölümde problem, SCDP-1 olarak tanımlanmış, matematiksel model geliştirilmiş ve problemin çözüm karmaşıklığı incelenmiştir. Dördüncü bölümde iki alt sınır algoritması, beşinci bölümde sezgisel üst sınır algoritması önerilmiştir. Son olarak, rassal oluşturulmuş örnekler açıklanmış ve matematiksel modeller, alt sınır ve üst sınır algoritmaları üzerinde yapılan deneylerinin sonuçları incelenmiştir.

2.2 Yazın Taraması

Taşıma problemleri üç sınıfa ayrılır (Crainic ve Laporte, 1997; Crainic, 2000, 2003); (i) stratejik, (ii) taktiksel and (iii) operasyonel planlama problemleri. (i) Stratejik karar problemleri uzun vadeli kararlar ya da büyük miktarda yatırım gerektiren kararları ifade eder; örneğin, tesis yeri veya filo büyüklüğü kararları. (ii) Taktiksel karar problemleri ağ aracılığıyla yük atama gibi orta vadeli kararları dikkate alır. (iii) Operasyonel planlama problemleri iş planı çizelgeleme, personellerin atanması vb. gibi kısa dönemli kararlarla ilgilidir. Problemimizdeki kararlar taktiksel planlama problemleriyle ilgili olduğu için, literatürde bu tür problemlere odaklanılmıştır.

Servis Ağı Tasarımı Problemleri taşımacılık ve dağıtım sistemlerinde taktiksel planlama sorunları ile mücadele etmek için sık sık incelenmektedir (Crainic, 2000). Konum formülasyonları geneli itibariyle (Crainic ve Laporte, 1997), ağ tasarım modelleri kapasite kısıtları ile birlikte bir ağdaki bağlantıları seçmeyi hedefler ve ağın özelliklerine karar verir örneğin, servis sıklığı (Powell ve Sheffi,

1983; Crainic, 1984), önceden tanımlanmış güzergah boyunca trafik ataması (Attanasio vd., 2007), hizmet düzeyinin dikkate alınması (Jarrah vd., 2009). Servis ağ tasarımı problemleri çeşitli endüstri- lere ve yoğunlukla uzun mesafelerde (Barnhart ve Schneur, 1996; Kim vd., 1999), ekspres gönderi teslim sorunlarına, tarifeli hat taşımacılığı ağ tasarım problemlerine (Liu vd., 2014), demiryolu taşı- macılığında meydana gelebilecek boş araç dağıtımı gibi problemlere (Marin ve Salmerón, 1996), kombine taşımacılığa (Crainic ve Rousseau, 1986), bir tam araç yükünden az yüklerin taşıyıcıla- rının operasyonlarına (Powell ve Sheffi, 1983; Powell, 1986) uygulanır. Bir tam araç yükünden az yükler, birkaç yüz ile birkaç bin kilo ağırlık arasında olmaktadır (Jarrah vd., 2009). Powell ve Sheffi (1983) başlangıçta bir tam araç yükünden az yük sektöründe servis ağı problemini incelemiş ar- dından bunu birçok çalışması izlemiştir. Büyük örnekler için kesin çözüm yöntemleri pratik olmadığı için, birçok sezgisel yöntem başvurulur, örneğin, genetik algoritma (Cunha ve Silva, 2007), tabu arama yöntemi (Estrada ve Robusté, 2009), karınca kolonisi algoritması (Barcos vd., 2010) vb. Dekompozisyon ve kolon türetme algoritmalarına da büyük örnek kümeleriyle çalışabilmek için sık sık başvurulur (Barnhart ve Schneur, 1996; Powell ve Sheffi, 1989). Taşımacılıkta ortaya çıkan ağ tasarım problemleri üzerinde ayrıntılı incelemeler için okuyucular Crainic (2000) ve Wieberneit (2008) kaynaklarına yönelebilirler.

Hem SCDP-1 hem de ağ tasarımı problemleri yük birleştirme kararlarını kapsar ve birleştirme iş- lemlerinden yoğun bir şekilde faydalanırlar (Crainic, 2000). Yine de, iki problem arasında farklılıklar vardır. Terminaller ve varış yerlerine doğrudan teslimatlar arasındaki servisler büyük ağlarda sey- rektir. Dolayısıyla bu servis, ağ tasarım problemlerinde istisnai bir şekilde çözüme kavuşur. Ayrıca, ağlardaki maliyetler düğümden merkeze, merkezden düğüme ya da merkez içine şeklinde ilişkilendirilir; yine de, SCDP-1 önceden belirlenmiş güzergahlar ile ilişkili olarak sabit bir maliyete sahiptir.

Bir diğer taşımacılık planlama problemi olarak, Araç Rotalama Problemi (ARP) SCDP-1 ile ben- zerliklere sahiptir. ARP belirli müşteri sipariş kümelerini teslim etmek için bir rota kümesi bulur (Fischetti vd., 1994). ARP probleminin temel amacı toplam maliyeti en aza indirmek (Fischetti vd., 1994) veya araçların kat ettikleri mesafeleri en küçükmek (Desrosiers vd., 1986), olabileceği gibi toplam rota süresini (Savelsbergh, 1992), ya da yakıt tüketimini (Kuo, 2010) en aza indirmek de olabilmektedir. Literatürde araç rotalama problemlerinin birçok türevi çalışılmıştır. En bilinen türevi olan kapasiteli araç rotalama probleminde (Dantzig ve Ramser, 1959), araçlar için tek kısıt kapasiteleridir ve amaç toplam yol maliyetini en küçükmektir. Zaman aralıklı ARP (Solomon,

1984; Berger vd., 2003; Khebbache-Hadji vd., 2013) üzerindeki çalışmalar müşteri siparişlerinin alınmasının ya da teslimatlarının belirli zaman aralıklarıyla olması gerektiğini farzeder bu nedenle rota buna göre inşa edilmesi gerekmektedir. Yükleme kısıtları olan rotalama problemleri (Gendreau vd., 2006a) kutu-paketleme kısıtlamaları dahil ederek ARP'nin çalışma alanını genişletirler. Hizmet sağlayıcıları kiralık araçlar filosunu kullandıkları ve araçların depoya dönmelerini istemedikleri için, hizmet sağlayıcılarının problemi literatürde Açık-ARP (Sarıkli ve Powell, 2000; Fu vd., 2005) olarak düşünülebilir. Bununla birlikte siparişin toplanma ve teslimatı (Savelsbergh, 1992), öncelik gereksinimleri olan müşterilerin ziyaret edilmesi (Dumas vd., 1991), ve rota boyunca aktarma depolarının kullanımını (Lee vd., 2006) içeren çalışmalar mevcuttur.

ARP kapasiteleri göz önünde bulundurarak araç rotalarını eniyilemesine ve ARP uzantılarının pratik sorunun zaman ve yükleme kısıtlarına çözüm sunabilmesine rağmen, ARP ve SCDP-1'nin maliyet yapıları farklıdır. SCDP-1 daha önceden belirlenmiş bir rota ile çalışırken, ARP'in yapısı düğümden düğüme şeklindedir ve maliyet yapısı sırasıyla ARP için düğümden düğüme, SCDP-1'de ise önceden belirlenmiş rotalar için sabit maliyetlidir. Bu bakımdan, problem ARP uzantısı olarak çözülmeyecektir.

Ghiani vd. (2004) vd. bir üretici firmanın probleminden yola çıkarak yaptıkları çalışmada, müşteri siparişlerinin, hazır olma ve son teslim edilme tarihlerine bağlı olarak birleştirilmesi, önceden belirlenmiş rotalarda hareket edecek firmaya ait araçlar ile veya taşımacılık hizmeti veren firmalar aracılığıyla teslim edilmesini sağlamaktadırlar.

Ghiani vd. (2004), Attanasio vd. (2007) çalışmalarında kapasite kısıtlarını göz ardı eden bir algoritma önermiş ve olursuz çözümleri ortadan kaldırmak için kısıtlar eklemiştir. Problem rotalarla ilişkili olan maliyet ve sipariş yapısı yönünden SCDP-1 ile benzerlik taşımaktadır. Ancak rotaların yapıları iki problemde de farklıdır; Ghiani vd. (2004) ve Attanasio vd. (2007) problemlerinde rota boyunca sabit duraklarla çalışırken, SCDP-1 rotaları, rota boyunca olası duraklarla genişletmiştir. Teslimat yapısı da farklıdır çünkü SCDP-1 teslimatın aktarma depolarından yapılmasına olanak sağlar.

Pratik problemin literatürde incelenen problemden farkına göre, bu araştırma literatüre yük birleştiriminin ve sevkiyatının başka bir türünü tanıtmıştır. Tanımlanan genişletilmiş SCDP-1 problemi, Kutu Paketleme probleminin özel durumu olması sebebiyle NP-zor bir problemdir ve büyük öl-

çekli gerçek hayat problemlerinin çözümü için sezgisel yöntemler geliştirilmesi gerekmektedir. Bu bakımdan projede, Mladenović ve Hansen (1997) tarafından önerilen Değişken Komşuluk Arama (DKA) sezgiseli kullanılmıştır. DKA yerel en küçük değerden kaçmak üzere, mevcut çözümün komşuluklarında sistematik olarak arama yapan bir algoritma olup, sadece mevcut sonuçtan daha iyi bir sonuç bulunduğunda yeni çözüme geçiş yapmaktadır. Algoritma birden fazla komşuluk yapısı kullanmakta ve mevcut sonuçtan giderek uzaklaşan komşuluklarda arama yapılmaktadır. Komşuluk yapıları ile aramanın yönü kontrol edilirken, komşuluklarda yapılan yerel arama ile aramanın derinliği kontrol edilmektedir.

Yazında DKA algoritmasının farklı türevleri üzerine birçok çalışma yapılmıştır. Bunlardan bazıları; indirgenmiş DKA (Hansen ve Mladenović, 2001), yönelimli DKA (Hansen ve Mladenović, 2001), ayrışım DKA (Hansen ve Mladenović, 2001), çoklu başlangıç DKA (Hansen vd., 2008), paralel DKA (García-López vd., 2002), kısıtlanmış DKA (Kocatürk ve Özpeynirci, 2014). Algoritmanın temellerinden yerel arama sürecinde, farklı yerel arama algoritmalarının kullanılabilir olması sebebiyle, melez yaklaşımlar kolaylıkla uygulanabilmektedir. Örneğin; Ljubić (2007) DKA ile duyarlı TA algoritmasını bir arada kullanarak bağlı tesis yer seçimi problemine çözüm yöntemi geliştirmiştir. Beltrán vd. (2004) yerel arama yöntemi olarak Açgözlü Rassal Uyumlu Arama Prosedürünü (GRASP/Greedy Randomized Adaptive Search Procedure) kullanmış olup, şerit paketleme problemine çözüm yöntemi önermiştir. DKA algoritmasının literatürde farklı problemlerdeki uygulamalarından, hem problemlere iyi sonuçlar önerme hem de hesaplama süresi açısından literatürdeki rakiplerinden daha başarılı olduğu görülmüştür (Hansen ve Mladenović, 1997; Fleszar ve Hindi, 2002; Fleszar vd., 2009)

Pratik problemin literatürde incelenen problemden farklılıklarına göre, bu araştırma literatüre yük birleştirmenin ve sevkiyatının başka bir türünü tanıtarak ve temel özelliklerini analiz ederek katkıda bulunacaktır. Problem NP-Zor bir problemdir ve daha sonraki çalışmalar için bir araştırma yönü sağlamaktadır. Ayrıca uygulamada karşılaşılan problem ve çözüm yöntemi, hizmet sağlayıcılarına bir tam araç yükünden az yük birleştirme planları yaparken yardımcı olma potansiyeline sahiptir.

2.3 Problemin Tanımı ve Matematiksel Model

Bu bölümde, problem açıklanmış, matematiksel bir model geliştirilmiş ve çözüm karmaşıklığı incelenmiştir. Gerçek hayat problemi temel alınarak, SCDP-1 problemi aşağıdaki varsayımlarla tanımlanmıştır;

- Yüke dair özellikler (ebatlar, ağırlık, varış yeri, yükün hazır olma ve son teslim tarihi vb.) önceden bilinmektedir.
- Yüklerin teslimatı, araç ile direk veya rotalar üzerinde tanımlanmış aktarma depoları aracılığıyla yapılacaktır. Her aktarma deposu kullanım kararı sipariş büyüklüğü ile orantılı bir ek maliyeti doğurur.
- Rotalar önceden tanımlanmıştır ve rota boyunca olası durak noktaları bilinmektedir.
- Rotaların maliyetleri sabittir ve rota üzerindeki en uzak varış noktasına göre tanımlanmıştır.
- Rotaların sabit maliyeti limitli sayıda durak sayısını kapsar ve bu sayıdan sonra, her bir ek durak ilave ücrete tabidir.
- Bir aracın yapabileceği durak sayısı sınırlıdır bu yüzden teslimat süresi durak sayısından etkilenmez.

2.3.1 Matematiksel Model

Yukarıdaki varsayımlara göre SCDP-1 için matematiksel model aşağıdaki gibi formüle edilmiştir;

İndeksler ve Kümeler

K	Sipariş kümeleri, $k \in K$
I	Aktarma depoları, $i \in I$
J	Olası varış noktaları, $j \in J$
T	Planlama süresindeki günler, $t \in T$
N	Benzer araçlar, $n \in N$
R	Rota kümeleri, $r \in R$
A_r	Rota boyunca olası durak noktaları, $r, A_r \subset J$

B_r Rota boyunca aktarma depoları, $r, B_r \subset I$

H_r^t t gününde r rotasında j olası varış noktalarına sevkedilmek üzere yola çıkan siparişler,
 $H_r^t \subset K$

G_{ir}^t t gününde r rotasında i aktarma depoları ile sevkedilmek üzere yola çıkan siparişler,
 $G_{ir}^t \subset K$

Parametreler

k siparişine ait;

- v_k Toplam hacim
- w_k Toplam ağırlık
- l_k Toplam uzunluk
- r_k Hazır olma tarihi
- d_k Gönderilecek son tarih
- p_k Gönderileceği yer $p_k \in J$

Araç kapasiteleri;

- ν hacim kapasitesi
- γ ağırlık kapasitesi
- δ uzunluk kapasitesi
- τ_{jr} r rotasında j varış noktasına kadar olan nakliye süresi
- λ_{ri} r rotasında i aktarma deposuna kadar olan nakliye süresi
- ρ_{ij} i aktarma deposundan j varış noktasına kadar olan nakliye süresi
- μ İlave durak sayısı limiti
- ϕ Sabit maliyete dahil olan durak sayısı, $1 \leq \phi \leq \mu$
- f_r r rotasının sabit maliyeti
- c_{ik} k siparişini i aktarma deposundan aktarma maliyeti
- α ϕ durak sonrası her bir durak için ek maliyet
- M Büyük bir sayı

Yukarıdaki parametreler ile G ve H kümeleri şu şekilde tanımlanabilir;

$$G_{ir}^t = k | r_k \leq t \leq d_k - \lambda_{ri} - \rho_{ip_k}, \quad \forall i, r, t$$

$$H_r^t = k | r_k \leq t \leq d_k - \tau_{p_k r}, \quad \forall r, t$$

Karar değişkenleri:

$$y_{kr}^{tn} = \begin{cases} 1 & \text{Eğer } k \text{ siparişi } t \text{ gününde çıkan } r \text{ rotasındaki } n. \text{ araca atanmış araç üzerinde sev-} \\ & \text{kedilmişse} \\ 0 & \text{diğer durumlarda} \end{cases}$$

$$x_{kir}^{tn} = \begin{cases} 1 & \text{Eğer } k \text{ siparişi } t \text{ gününde çıkan } r \text{ rotasındaki } n. \text{ araca atanmış } i \text{ aktarma deposu} \\ & \text{ile sevk edilmişse} \\ 0 & \text{diğer durumlarda} \end{cases}$$

$$\kappa_{jr}^{tn} = \begin{cases} 1 & \text{Eğer bir } j \text{ durağı } t \text{ gününde çıkan } r \text{ rotasındaki } n. \text{ araca atanmış ise} \\ 0 & \text{diğer durumlarda} \end{cases}$$

$$\theta_{ir}^{tn} = \begin{cases} 1 & \text{Eğer } i \text{ aktarma deposu } t \text{ gününde çıkan } r \text{ rotasındaki } n. \text{ araca atanmış ise} \\ 0 & \text{diğer durumlarda} \end{cases}$$

$$s_r^{tn} = \begin{cases} 1 & \text{Eğer } t \text{ gününde } r \text{ rotasındaki } n. \text{ aracı çıkış yapmış ise} \\ 0 & \text{diğer durumlarda} \end{cases}$$

$$u_r^{tn} = r \text{ rotasında } t \text{ gününde çıkan } n. \text{ araçtaki durak sayısı}$$

Enk.

$$Z = \sum_{r \in R} \sum_{t \in T} \sum_{n \in N} \left[f_r s_r^{tn} + \alpha u_r^{tn} + \sum_{i \in I} \sum_{k \in K} c_{ik} x_{kir}^{tn} \right] \quad (2.1)$$

Öyle ki;

$$\sum_{i \in B_r} \sum_{k \in G_{ir}^t} v_k x_{kir}^{tn} + \sum_{\substack{k: k \in H_r^t \\ p_k \in A_r}} v_k y_{kr}^{tn} \leq \nu s_r^{tn} \quad \forall r, t, n \quad (2.2)$$

$$\sum_{i \in B_r} \sum_{k \in G_{ir}^t} w_k x_{kir}^{tn} + \sum_{\substack{k: k \in H_r^t \\ p_k \in A_r}} w_k y_{kr}^{tn} \leq \gamma s_r^{tn} \quad \forall r, t, n \quad (2.3)$$

$$\sum_{i \in B_r} \sum_{k \in G_{ir}^t} l_k x_{kir}^{tn} + \sum_{\substack{k: k \in H_r^t \\ p_k \in A_r}} l_k y_{kr}^{tn} \leq \delta s_r^{tn} \quad \forall r, t, n \quad (2.4)$$

$$\sum_{r \in R} \sum_{i \in B_r} \sum_{n \in N} \sum_{t: k \in G_{ir}^t} x_{kir}^{tn} + \sum_{\substack{r: r \in R \\ p_k \in A_r}} \sum_{n \in N} \sum_{t: k \in H_r^t} y_{kr}^{tn} = 1 \quad \forall k \quad (2.5)$$

$$\sum_{k \in G_{ir}^t} x_{kir}^{tn} \leq M \theta_{ir}^{tn} \quad \forall i, r, t, n \quad (2.6)$$

$$\sum_{k \in H_r^t} y_{kr}^{tn} \leq M \kappa_{jr}^{tn} \quad \forall j, r, t, n \quad (2.7)$$

$$\kappa_{jr}^{tn} \leq s_r^{tn} \quad \forall j, r, t, n \quad (2.8)$$

$$\theta_{ir}^{tn} \leq s_r^{tn} \quad \forall i, r, t, n \quad (2.9)$$

$$\sum_{i \in B_r} \theta_{ir}^{tn} + \sum_{j \in A_r} \kappa_{jr}^{tn} \leq \phi + u_r^{tn} \quad \forall r, t, n \quad (2.10)$$

$$u_r^{tn} \leq \mu \quad \forall r, t, n \quad (2.11)$$

$$x_{kir}^{tn}, y_{kr}^{tn}, s_r^{tn}, \kappa_{jr}^{tn}, \theta_{ir}^{tn} \in \{0, 1\} \quad \forall k, i, j, r, t, n \quad (2.12)$$

$$u_r^{tn} \geq 0 \quad \forall r, t, n \quad (2.13)$$

Amaç fonksiyonu (2.1) sabit rota maliyeti, talepleri herhangi bir depodan aktarma maliyeti ve ek durak maliyetleri dahil olmak üzere, bütün müşteri taleplerini sevk etmenin toplam maliyetini en küçükmektedir. (2.2), (2.3) ve (2.4) numaralı kısıt kümeleri, $r \in R$ rotasında $t \in T$ gününde yola çıkan $n \in N$ aracına yüklenecek olan yüklerin hacim, ağırlık ve araç tabanında kapladıkları alanın araç kapasitesinden az olması gerekliliğini sağlamaktadır. Bu kısıtlar ayrıca r rotası boyunca k siparişinin varış noktasının bir durak olduğunu ve k siparişinin teslim edilmesi için teslim tarihinin, hazır olma ve yolda geçen zamana göre yerine getirilmesini sağlamaktadır. (2.5) numaralı kısıt kümesi, her bir $k \in K$ müşteri talebinin ya araç ile direk veya depodan aktarmalı teslim edilmesini sağlamaktadır. (2.6) numaralı kısıt kümesi, $r \in R$ rotasında $t \in T$ gününde yola çıkan $n \in N$ araçındaki herhangi bir k siparişi bir i depodan aktarıldıysa, o $i \in I$ depoyu rotaya atamaktadır. (2.7) numaralı kısıt kümesi, $r \in R$ rotasında $t \in T$ gününde yola çıkan $n \in N$ araçındaki herhangi bir k siparişi varış noktasına araç ile direk teslim edildiyse, o varış noktasını ($j \in J$) rotaya atamaktadır. (2.8) numaralı kısıt kümesi ile herhangi bir $j \in J$ varış noktası $r \in R$ rotasında $t \in T$ gününde yola çıkan $n \in N$ aracına atanmış ise, r rotasındaki n aracının mutlaka t gününde hareket etmesi sağlanmaktadır. (2.9) numaralı kısıt kümesi ile herhangi bir $i \in I$ deposu $r \in R$ rotasında $t \in T$ gününde yola çıkan $n \in N$ aracına atanmış ise, r rotasındaki n aracının mutlaka t gününde hareket etmesi sağlanmaktadır. (2.10) ve (2.11) numaralı kısıt kümeleri ilave durak sayısını ve bu ilave du-

rak sayısının üst sınırının aşılmamasını sağlamaktadır. (2.12) numaralı kısıt kümesi x_{ki}^{rtn} , y_{kr}^{tn} , θ_{ir}^{tn} , κ_{jr}^{tn} ve s_r^{tn} ikili değişkenlerini, (2.13) numaralı kısıt kümesi ise u_r^{tn} pozitif değişkeni tanımlamaktadır.

Yukarıda tanımlanan en temel matematiksel modelin performansını iyileştirebilecek bazı değişiklikler mümkündür. Buna yönelik olarak, büyük bir sayı olarak tanımlanan M için bir üst sınır tanımlanmış, ve iki geçerli kısıt kümesi eklenmiştir. Yapılan değişiklikler şu şekilde tanımlanabilir;

1. *Simetrik çözüm alanlarının daraltılması* N kümesi simetrik sonuçlara neden olduğu için, ilk araç atlanılarak ikinci aracın kullanımı önlenmek zorundadır. Bu nedenle, araçların sırayla kullanımını sağlamak için simetri kırılması kısıtları eklenmiştir, şöyle ki;

$$s_r^{tn} \geq s_r^{t(n+1)} \quad \forall r, t, n = \{1, 2, \dots, |N - 1|\} \quad (2.14)$$

2. *M için üst sınır tanımlanması* Bir varış noktası veya aktarma deposuna atanan siparişlerin sayısı, $r \in R$ rotasında belirtilen zaman aralıkları içerisinde teslim edilebilir siparişlerin sayısını geçmediği takdirde denklemlerdeki çok büyük sayı azaltılabilir. Bu sebeple (2.6). and (2.7) kısıt kümeleri için M yeniden tanımlanmıştır. M_{irt}^x ve M_{irt}^y sırasıyla;

$$xm_{ir}^t = \sum_{\substack{k \in G_{ir}^t \\ i \in B_r}} 1 \quad \forall i, r, t$$

$$ym_{jr}^t = \sum_{\substack{k \in H_r^t \\ p_k \in A_r}} 1 \quad \forall j, r, t$$

Böylece, (2.6) and (2.7) kısıt kümeleri şöyle ifade edilmiştir;

$$\sum_{k \in G_{ir}^t} x_{kir}^{tn} \leq xm_{ir}^t \theta_{ir}^{tn} \quad \forall i, r, t, n \quad (2.15)$$

$$\sum_{k \in H_r^t} y_{kr}^{tn} \leq ym_{jr}^t \kappa_{jr}^{tn} \quad \forall j, r, t, n \quad (2.16)$$

3. *Yüklerin araçlara atanması ve araç çıkışı arasında direk ilişki kurulması* (2.2), (2.3) ve (2.4) numaralı kısıtlar r rotasında t gününde n aracının çıkış zamanını sağlamasına rağmen, eğer herhangi bir sipariş n aracına atandıysa, varış noktasına ya da aktarma deposuna atanan sipariş ile aracın çıkış kararı arasında doğrudan bir ilişki tanımlayan bir kısıt eklenmiştir. Böyle sıkı bir sınır oluşturan kısıt şu şekilde belirtilmiştir;

$$y_{kr}^{tn} + \sum_{i \in I} x_{kir}^{tn} \leq s_r^{tn} \quad \forall k, r, t, n \quad (2.17)$$

Yukarıda bahsi geçen ek kısıtlara göre metin boyunca, MM1 temel matematik problemi olarak ve MM2 geliştirilmiş matematik problemi olarak bahsedilecektir. (2.2), (2.3), (2.4), (2.5), (2.8), (2.9), (2.10), (2.11), (2.12) ve (2.13) numaralı kısıtlar her iki modelde ortaktır. MM1 (2.6), (2.7) ve (2.14) kısıtları kullanırken; MM2 (2.14)-(2.17) kısıtları kullanılmaktadır.

2.3.2 Çözüm Karmaşıklığı

Eğer SCDP-1 varsayımları ile özel bir durum varsayarsak;

- Rota kümeleri içinde sadece bir rota vardır, $R = \{1\}$. Böylece R rotasının sabit maliyeti f olarak ifade edilebilir,
- Sadece bir varış noktası vardır $J = \{1\}$, ve böylece $A_r = \{1\}$,
- Planlama süresinde sadece bir gün vardır $T = \{1\}$,
- Aktarma deposu yoktur $I = \{1\}$, böylece $B_r = \emptyset$, ve aktarma depolarıyla ilgili olarak hiçbir maliyet ya da geçiş süresi yoktur. Ayrıca, eğer $k \in K$ siparişi aktarma depoları ile gönderilecekse bir karar vermeye gerek yoktur. Bu yüzden, $x_{kir}^{tn} = 0$ ve $\theta_{ir}^{tn} = 0$,
- Durak sayısı ile ilgili bir kısıt yoktur. Bu yüzden $u_r^{tn} = 0$,
- Her sipariş için hedef ve çıkış tarihi aynıdır, $p_k = 1 \quad \forall k \in K$ ve $r_k = 1 \quad \forall k \in K$,

- Siparişler aynı gün içinde gönderilebilir, bu yüzden varış noktasına kadar geçen zaman 0'a eşittir, $\tau_{rpk} = 0$, Bu yüzden, her bir $k \in K$ siparişinin son gönderilme tarihi 1'e eşit olacaktır, $d_k = 1 \quad \forall k \in K$.

Bu bağlamda, SCDP-1 özel durumu şu şekilde formüle edilebilir;

$$\begin{aligned}
 \text{Enk.} \quad & \sum_{n \in N} f s_n \\
 \text{Öyle ki;} \quad & \sum_{k \in K} y_{kn} v_k \leq \nu s_n & \forall n \\
 & \sum_{k \in K} y_{kn} w_k \leq \gamma s_n & \forall n \\
 & \sum_{k \in K} y_{kn} l_k \leq \delta s_n & \forall n \\
 & \sum_{n \in N} y_{kn} = 1 & \forall k \\
 & y_{kn}, s_n \in \{0, 1\} & \forall k, n
 \end{aligned}$$

Yukarıdaki problem çok boyutlu kutu paketleme problemidir ve NP-Zordur. (Coffman Jr vd., 1996) Ayrıca SCDP-1'nin özel bir durumudur. Bu yüzden, SCDP-1 güçlü anlamda NP-Zor bir problemdir.

2.4 Alt Sınır Algoritmaları

Bu bölümde, iki alt sınır algoritması önerilmektedir. Alt sınır algoritmaları yinelemeli çalışmaktadır. Öncelikle algoritma bir takım kısıtları gevşetmektedir. Her bir yinelemede algoritma gevşemiş problemi en iyi olana kadar çözer (ya da belirli bir zaman kısıtı içerisinde en iyi olurlu çözümü raporlar). Algoritma çözümü analiz eder ve ihlal edilmiş gevşemiş kısıtlamaların bir alt kümesini ekler. Daha sonra bu güncellenen problemi çözer. Algoritma belirli bir hesaplama süresinden ya da ihlal edilen kısıtlar oluşuktan sonra durur. İlk alt sınır algoritması bütünlük kısıtlarını gevşetirken ikinci alt sınır algoritması kapasite kısıtlarını gevşetir.

2.4.1 Alt Sınır 1: Bütünlük Kısıtlarını Gevşetme

Alt Sınır 1 Algoritması (AS1) için matematiksel model gevşetilmekte ve problem çözülmektedir sonrasında, gevşetilmiş problemin çözümü analiz edilerek, model bazı karar değişkenlerinin ikili değişkenler olmasına zorlanarak tekrar çözülmektedir. Durma koşulu sağlanana kadar aynı şekilde yinelenerek devam etmektedir.

Gevşetilmiş SCDP-1 formüle edildiğinde **P1**;

$$\begin{aligned} \text{Enk.} \quad & Z = f(x) \\ \text{Öyle ki,} \quad & Ax \leq B \\ & 0 \leq x \leq 1 \end{aligned}$$

x 'in karar değişkeni vektörü olduğu, $x \in X$, and X 'in olurlu küme olduğu yer R^n içindedir. AS1 algoritması x 'i sürekli ve ikili değişkenlerden oluşan vektör olarak tekrar tanımlar öyle ki, $x_b \in Bin$, $x = [x_c, x_b]$, çözüm vektörünün ikili bileşenlerinin yansıtıldığı yerdir. Bin kümesi indeks setleridir öyle ki, x_b ikili olmak zorundadır. Tekrar tanımlanmış **P2** problemi aşağıdaki gibidir;

$$\begin{aligned} \text{Enk.} \quad & Z = f(x) \\ \text{Öyle ki,} \quad & Ax \leq B \\ & x = [x_c, x_b] \\ & 0 \leq x_c \leq 1, \quad c \in X \setminus Bin \\ & x_b \in Bin, \quad b \in Bin \end{aligned}$$

AS1 algoritması **P2**'yi yineleyerek çözer, bir sonuç bulur $x' = [x'_c, x'_b]$, $[lo, up]$ değerleri özel bir yaklaşım kullanarak çözer. Her karar değişkeni vektörü için, algoritma 0.5' ten küçük olan en yüksek değeri bulur ve lo tanımlamak için bu değerden %10 düşer. Benzer olarak, algoritma 0.5'ten büyük en küçük değeri bulur ve up tanımlamak için buna fazlalık %10 ekler. Sırasıyla, algoritma Bin 'i aşağıdaki gibi günceller;

$$\text{if } lo \leq x'_c \leq up \Rightarrow Bin = Bin \cup c$$

Algoritma SCDP-1 karar değişkenlerinin, siparişlerin hepsinin ikili olduğu zamana karşılık geldiğinde ya da zaman limiti aşıldığında durur.

Algoritma 2.1 Alt Sınır Algoritması 1

Başlangıç: Bütünlük kısıtlarını $0 \leq x \leq 1$ kadar gevşet, ve x karar değişkeni vektörünü tekrar tanımla ; şöyle ki, $x = [x_c, x_b]$, $x_b \in \{0, 1\}$, $b \in Bin$ ve $0 \leq x_c \leq 1$, $c \in X \setminus Bin$. Başla $Bin = \emptyset$. Zaman limiti tanımla.

Temel adım: Zaman limiti aşılanaya kadar, ya da $|Bin| = |K|$ olduğunda , aşağıdaki adımları tekrarla;

Adım 1: Tekrar tanımlanmış problemi çöz **P2** ve bir çözüm elde et x' , $[x'_c, x'_b]$

Adım 2: Güncelle $[lo, up]$

Adım 3: Güncelle Bin , if $lo \leq x'_c \leq up$

2.4.2 Alt Sınır 2: Kapasite Kısıtlarını Gevşetme

Alt Sınır 2 Algoritmasında (AS2) kapasite kısıtları ortadan kaldırılarak ((2.2), (2.3) ve (2.4)) ve siparişlerin araç içindeki toplam miktarının kapasiteyi aştığında kısıt eklenmesi üzerine kurulu tekrarlanan bir algoritmadır. Kapasite kısıtlarını ortadan kaldırdıktan sonra, probleme bazı geçerli eşitsizlikler eklenmesi. Probleme göre belirlenmiş kapasiteler olmasa da, olurlu çözüm araç sayısının, siparişlerin toplam miktarının araç kapasitesine bölümüne oranından fazla olmasını sağlaması zorunludur; bu yüzden, geçerli bir eşitsizlik şu şekilde olabilir;

$$\sum_{r \in R} \sum_{t \in T} \sum_{n \in N} s_r^{tn} \geq \max \left(\left\lceil \sum_{k \in K} \frac{v_k}{\nu} \right\rceil, \left\lceil \sum_{k \in K} \frac{w_k}{\gamma} \right\rceil, \left\lceil \sum_{k \in K} \frac{l_k}{\delta} \right\rceil \right) \quad (2.18)$$

$timecap_t$ 'in t gününde aynı araçta (kapasiteleri göz önünde bulundurmadan) kalkış yapabilecek en fazla sipariş sayısı olduğunu varsayarsak, siparişlerin teslimi için, siparişlerin çıkış tarihi, son teslim tarihi ve yolda geçirilen en kısa süre göz önünde bulundurulduğunda, her bir olurlu çözüm araç içindeki sipariş sayısının $timecap_t$ 'den fazla olmaması zorunluluğunu sağlamalıdır;

$$timecap_t = \max_{r \in R} \left(\left| \left(\bigcup_{i \in I} G_{ir}^t \right) \cup H_r^t \right| \right) \quad (2.19)$$

$$\sum_{i \in I} \sum_{k \in K} x_{kir}^{tn} + \sum_{k \in K} y_{kr}^{tn} \leq timecap_t \quad \forall r, t, n \quad (2.20)$$

M siparişlerin toplam miktarının içindeki aracın kapasitesini geçtiği araçlar kümesi olsun ve λ_m m arasındaki sipariş sayısı olsun. Bu durumda, kapasite kısıtı olmayan aşağıda formüllendiği gibi gevşetilmiş probleme aşağıdaki kısıt eklenir;

$$\sum_{i \in I} \sum_{k \in \lambda_e} x_{kir}^{tn} + \sum_{k \in \lambda_e} y_{kr}^{tn} \leq |\lambda_e| - 1 \quad \forall e, r, t, n \quad (2.21)$$

AS2 algoritması problemi tekrarlanarak çözer, M kümesini günceller, ve probleme kısıtlar ekler. Araç kapasitesinin aşıldığı hiç bir araç kalmadığında, probleme eklenecek kısıtın da kalmaması sebebiyle algoritma durur.

Algoritma 2.2 Alt Sınır Algoritması 2

Başlangıç: Kapasite kısıtlarını gevşet ve araç sayısının siparişlerin toplam miktarının araç kapasitesine bölümünden fazla olmasını ve $timecap_t = \max_{r \in R} (|H_r^t \cup \bigcup_{i \in I} G_{ir}^t|)$ 'de araçtaki sipariş sayısının $timecap_t$ 'den fazla olmamasını sağlayan geçerli eşitsizlikler ekle.

Temel adım: Zaman limiti aşılanaya kadar ya da kapasitesini aşan araç kalmayana kadar aşağıdaki adımları tekrar et;

Adım 1: Kapasitesini aşan araç kümelerini güncelle, $m \in M$

Adım 2: M 'de var olan sipariş sayısını güncelle, $\lambda_m, \forall m \in M$

Adım 3: m 'deki araçtaki sipariş sayısı $(\lambda_m - 1)$ 'den az olduğu yerde kısıt ekle

2.5 Değişken Komşuluk Arama

Bu bölümde SCDP-1 problemine üst sınır algoritması olarak DKA önerilecektir. DKA yerel en küçük değerden uzaklaşmak için düzenli bir şekilde komşulukları değişimini sağlayan bir algoritmadır (Mladenović ve Hansen, 1997). Yerel arama sezgisellerinde genellikle tek bir komşulukta arama yapılırken, tüm komşuluklar göz önüne alındığında tümel en küçük değer de bir yerel en küçük değer olması sebebiyle, DKA algoritmasında birden fazla komşuluk yapısı kullanılmaktadır (Hansen ve Mladenović, 2001). DKA algoritması mevcut en küçük değer olduğu çözümden giderek uzaklaşan komşuluklarda arama yapar. Öncelikli olarak yakın komşulukların hesaplama yüklerinin daha düşük olmasıdır. Ayrıca algoritma, yerel arama sonucunda elde edilen değer mevcut en küçük değerden daha iyi olmasında yeni çözümün komşuluklarında arama yapmaya devam eder.

Bir tür iyileştirme algoritması olan DKA olurlu bir çözüm ile çalışmaya başlar. Bu noktada, başlangıç çözümünü elde etmek üzere, KP problemleri için kullanılan, İlk Sığan Azalan (First Fit Decreasing) algoritması kullanılmıştır. Algoritma, yükleri azalan ücrete tabi ağırlığa göre sıralamakta, sıradaki en ağır yükü, sığabileceği ilk araca yerleştirmektedir. Bütün yükler bir araca yerleştirildiğinde algoritma durmaktadır (Algoritma 2.3).

Algoritma 2.3 İlk Sığan Azalan Algoritması

Başlangıç: Yük listesi I , araç listesi B , boş araç listesi T oluştur ve I listesini ücrete tabi ağırlığa göre azalan şekilde sırala

Adım 1: I listesinden ilk paketlenmemiş i yükünü seç

Adım 2: B listesinde bulunan ve atıl kapasitesi i yükünü alabilecek j aracını seç
KONTROL(i,j) operatörünü çağır.

Adım 3: Eğer **KONTROL**(i,j) 1 değerini verirse i yükünü j aracına yerleştir, değilse 2.adıma geri dön. Eğer yerleştirebilecek bir araç yoksa T listesinden yeni bir k aracı al ve B listesine yerleştir.

Adım 4: Eğer $S = \emptyset$ ise, DUR. Değilse 1.adıma geri dön.

SCDP-1 için önerilen temel DKA algoritması Algoritma 2.4'de gösterilmiştir. DKA algoritmasında başlangıç oluşturulurken, ilk sığan azalan algoritması kullanılmış ve durma koşulları (i) maksimum CPU süresi, (ii) maksimum tümel yineleme sayısı ve (iii) maksimum içsel yineleme sayısı olarak belirlenmiştir.

Algoritma 2.4 Değişken Komşuluk Arama

Başlangıç: Başlangıç çözümü x oluştur, Komşuluk yapılarını tanımla N_k , öyle ki $k = 1, \dots, k_{max}$, durma koşulunu belirle

Ana adım: $k = k_{max}$ oluncaya kadar aşağıdaki adımları tekrarla;

(a) *Çalkalama* x çözümüne k . komşuluk yapısı ile rastgele olurlu x' çözümünü oluştur, ($x' \in N_k(x)$)

(b) *Yerel Arama:* x' çözümünde birerleme algoritmasını uygula ve yerel enküçük değeri bul

(c) *İlerleme kararı:* Şayet bulunan yerel en iyi x'' değeri, mevcut değerden daha iyi ise bulunan çözüm ile devam et ($x \leftarrow x''$) ve arama değerlerini N_1 ve $k \leftarrow 1$ olarak ayarla; değilse aramaya $k \leftarrow k+1$ ile devam et.

Komşuluk yapılarını belirlemek için 5 operatör ile komşuluklar tanımlanmıştır. Bu operatörler; taşıma, yer değiştirme, karıştırma, araç çıkartma ve yeni çözüm oluşturmadır;

Taşıma (N1): Rassal olarak seçilen ρ adet yükü rassal olarak seçilen başka araçlara yerleştir. Eğer taşıma mümkün değilse, bir sonraki komşuluğa geç.

Yer Değiştirme (N2): Rassal olarak seçilen ρ çift yükün aracını eşleştirdiği yükün aracı ile karşılıklı olarak değiştirir. Eğer yer değiştirme mümkün değilse, bir sonraki komşuluğa geç.

Karıştırma (N3): Atıl kapasitesi en yüksek ρ adet aracın içindeki yükleri buldukları araçlardan çıkart, boşaltılan araçlar yerine diğer araçlardaki yükler arasından rastgele seçim yaparak yeni araçlar yarat, çıkartılan yükleri mevcut tüm araçlara rastgele yerleştirir. Eğer karıştırma mümkün değilse, bir sonraki komşuluğa geç.

Araç çıkarma (N4): Atıl kapasitesi en yüksek ρ adet aracı çıkart, ve yükleri En İyi Sığan Azalan (Best-Fit-Decreasing /BFD) algoritması kullanarak, mevcut çözümdeki araç sayısından ρ kadar az sayıda araca sığdır. Eğer tüm yükler sığmıyorsa, bir sonraki komşuluğa geç.

Yeni çözüm yaratma (N5): En İyi Sığan Azalan algoritması kullanarak, mevcut çözümdeki kadar, yani T adet araç olan yeni bir çözüm yarat. Eğer tüm yükler T adet araca sığmıyorsa, bir sonraki komşuluğa geç.

Yukarıda belirtilen operatörler kullanılarak oluşturulan komşuluk seti N_k için k komşulukları ifade etmektedir ($k = 1, \dots, k_{max}$). Komşuluklar belirlenirken, her bir operatör farklı seviyelerde çalıştırılmış ve her seviyede 3 kere tekrar yapılmıştır. Bu şekilde, 24 adet komşuluk ($k_{max} = 24$) belirlenmiştir (Tablo 2.1).

Tablo 2.1. Komşuluk Yapıları

k	Operatör	Seviye
1-2-3	Taşıma	$\rho = 1$
4-5-6	Taşıma	$\rho = 2$
7-8-9	Yer Değiştirme	$\rho = 1$
10-11-12	Yer Değiştirme	$\rho = 2$
13-14-15	Karıştırma	$\rho = 1$
16-17-18	Karıştırma	$\rho = 2$
19-20-21	Araç çıkarma	$\rho = 1$
22-23-24	Yeni Çözüm Oluşturma	-

Çalkalama prosedüründe rassallığı kontrol etmek ve olurlu aksiyonların ihtimalini arttırmak için üç varsayımdan faydalanılmıştır; (i) küçük yüklerin başka araçların içine yerleştirilme ihtimali daha yüksektir, (ii) mukayeseli olarak daha pahalı araçlarda yapılacak değişikliklerin nihai sonucun iyiye gitmesini sağlama olasılığı daha yüksektir, ve (iii) aynı gün hazır olan yükler arasında seçim yapmak yapılan aksiyonun olurlu olma ihtimalini artırır. Bu bakımdan, *taşıma* operasyonunda, görel

pahalı araçtaki küçük yüklerle öncelik verilmiştir. *Yer değiştirme* operasyonunda benzer büyüklükteki yüklerin seçimine öncelik verilmiştir. *Karıştırma* operasyonunda atıl kapasitesi yüksek araçlar içinden seçim yapılırken, göreceli olarak pahalı olanlara öncelik verilmiştir. *Araç çıkarma* ve *yeni çözüm oluşturma* operasyonlarında, yükler yerleştirilirken varsayım (iii)'den faydalanılmıştır. Bu bakımdan, En Uygun Azalan algoritması, rassal olarak seçilen bir günden başlayarak o gün çıkış yapabilecek yükleri paketleyerek devam etmektedir.

Algoritmanın çalkalama prosedüründe, ilgili komşuluk yapısı kullanılarak rassal olarak bir x' çözümü elde edilmekte, yerel arama prosedüründe ise x' çözümü için birerleme algoritması (Algoritma 2.5) uygulanmaktadır.

Algoritma 2.5 Birerleme

Başlangıç: teslimat seçeneklerini $d = 1, 2, \dots, 2^i$, z çözümünde değiştirilen araçlar kümesini Z_n ; öyle ki $n = 1, 2, \dots, n_{max}$; rotalar kümesini $R = 1, 2, \dots, r$ olarak belirle ve rotaları azalan maliyete göre sırala

Ana Adım: $n = n_{max}$ oluncaya kadar aşağıdaki adımları tekrarla;

(a) Adım 1: Her bir r için; eğer $f_r \leq z$ ise, döngüyü sonlandır ve z sonucunu geri döndür, değilse her bir d için z_d çözümünü bul.

(b) Adım 2: Eğer z_d mevcut çözümden daha iyi ise z , ($z \leftarrow z_d$) olarak düzelt ve z geri döndür.

2.6 Deneyler

Bu bölümde, gerçek hayat varsayımları ile ilgili rassal örnekleri oluşturma yöntemi açıklanmış, rassal örnekler üzerinde üst sınır algoritması ile yapılan deneylerin sonuçları raporlanmıştır.

2.6.1 Deney Tasarımı

Gerçek hayat varsayımlarına göre, örnekler bazı parametreler kontrol edilerek rassal olarak oluşturulmuştur. İlk olarak, I 'in örnekte sipariş sayısını belirttiği farklı sayıdaki siparişler ile örnekler oluşturulmuştur.

Siparişlerin Ebatları: Siparişler sırasıyla 0.6 ihtimalle paletlerle, 0.4 ihtimalle kutularla tanımlıdır. Her bir siparişteki ürünler benzerdir; ancak farklı siparişler farklı ebatlara sahiptir. Kutu ve paletli her yük

eşit olasılıklarla atanan 4 farklı ebattadır. Kutuların ağırlıkları 4 kg ve 8 kg arasında ve paletlerin ağırlıkları 150 kg ile 1000 kg arasında rastgele atanır. Ürünlerin sayısı eğer ürünler kutulu ise 1 ile 650 arasında, ürünler paletliyse 1 ile 17 arasında rastgele oluşturulur. Her siparişin toplam hacim, ağırlık ve uzunluğu ürünlerin sayısı ve ebatlarına göre hesaplanır.

Siparişlerin Varış Yerleri: Siparişlerin aynı varış noktasına atanabilmesi ve varış noktalarının yoğunluğunun kontrol edilebilmesi için varış noktalarının toplam sayısının olduğu bir örnekte üst sınır D oluşturulmuştur ve 3 farklı D seviyesi tanımlanmıştır. Rassal olarak D varış noktaları seçilmiş olup, sonrasında siparişler bu varış noktalarına atanmıştır. Bu açıdan, D seviyeleri bir örnekte tam olarak D varış noktası olacağını garanti etmez. Seviyeler sadece varış noktalarının yoğunluğunu kontrol eder. D 'nin yüksek seviyeleri aynı varış noktasına daha az sipariş atarken D 'nin düşük seviyeleri aynı varış noktasına daha fazla sipariş atar.

Siparişin Çıkış Günü ve Son Teslim Tarihi: Varış noktasına teslimat için planlama süresi ve yolda geçen zamana göre siparişlerin çıkış günü rastgele oluşturulur. β parametresi siparişlerin son teslim tarihi için tanımlanır. Üst sınır için β_{up} , β üzerinde siparişlerin gönderimi için gerekli zaman aralıklarının sıklığını kontrol etmek için iki farklı seviye tanımlanır. Rastgele $0.10 \leq \beta \leq \beta_{up}$ üzerinde β seçilir ve siparişlerin son teslim tarihi tanımlanır; şöyle ki, $mintt_k$ 'nin sipariş k 'nin teslimatı için yolda geçirilmesi gereken minimum süre olduğu yerde $d_k = mintt_k + r_k(1 + \beta)$. β 0.1'e yakın olduğu takdirde siparişin son teslim tarihi ya siparişin çıkış gününe yakın olacaktır. Bu yöntem ile yüklerin bekleme süresi için bir esneklik tanımlanmış (E), bu esneklik için iki seviye oluşturulmuştur. İlk seviyede yüklerin hazır olduğu gün çıkması gerekliliği sağlanmış ($E = 0$), ikinci seviyede ise yüklerin hazır olduktan sonra araç çıkışı için bir kaç gün daha beklemesi imkanı ($E = 1$) sağlanmıştır.

Yukarıda bahsedildiği gibi, farklı zorluklara sahip olan örnekleri oluşturmak için I , D ve E parametrelerine farklı seviyeler tanımlanmıştır. Tablo 2.2 örnek oluşumunu kontrol eden parametre düzeylerini göstermektedir. Her bir parametre kombinasyonu için 10 örnek oluşturulmuş ve böylece toplam 300 adet örnek elde edilmiştir.

Tablo 2.2. Örnek Oluşumunu Kontrol Eden Parametre Düzeyleri

Parameter	Level				
	1	2	3	4	5
I	10	20	30	50	100
E	0	1			
D	1	2	3		

2.6.2 Deney Sonuçları

Tüm deneyler, Intel Xeon X5482 3.2GHz çift işlemci kapasitesine ve 10 GB belleğe sahip bir bilgisayarda yapılmıştır. Matematiksel modeller için çözücü olarak GAMS 22.8 kullanılmış, durma koşulu 3600 saniye olarak belirlenmiştir. Alt sınır algoritmalarının her bir yinelemesi 120 saniye ile ve toplam hesaplama süresi 3600 saniye ile sınırlandırılmıştır. DKA algoritması için belirlenen 3 durma koşulunun sınırları;(i) maksimum CPU süresi 3600 sn, (ii) maksimum tümel yineleme sayısı 1000 iterasyon, ve (iii) maksimum içsel yineleme sayısı 20 iterasyon olarak tanımlanmış ve algoritmanın bu üç koşuldaki herhangi birisi sağlanıncaya kadar çalışması sağlanmıştır. 240 örnek üzerinde yapılan deneylerin sonuçları, örnekte bulunan yük adedi (I) ve yüklerin bekleme süresi esnekliği (E) bakımından incelenmiştir. DKA algoritmasının çözüm kalitesini incelemek üzere, her iki matematiksel model ve alt sınır algoritması ile bulunan alt sınırların en yüksek olanı seçilmiştir.

2.6.3 Ön Deneyler

Ön deneyler için, GAMS 22.8 de, 7.4 GHz and 10 GB RAM ile Intel Xeon kullanılarak MM1'i çözülmüştür. Hesaplama süresi 3600 saniye olarak kısıtlanmıştır ve eğer bu kısıtlanmış zaman içerisinde en iyi çözüm bulunamazsa sistemin çalışmasına son verilmiştir. Bir (I) örneğinde siparişlerin sayısının, (D) örneği arasında olan farklı varış noktaları sayısının, (E) siparişin kalkış tarihine kadar bekleyebileceği gün sayısı gösteren, siparişlerin kalkış süresinin esnekliğinin etkisi incelenmiştir.

E için iki adet zorluk düzeyi, D için 3 adet zorluk düzeyi belirlenmiştir. Tablo 2.3 en iyi şekilde çözülen örneklerin sayısı, ortalama ve maksimum hesaplama süresinde I , E ve D 'nin etkilerini açıklayarak bazı ön deneylerin sonuçlarını göstermektedir. Sonuç gösteriyor ki, en iyi şekilde çözülen örneklerin sayısı ve hesaplama süresi üzerinde D 'nin önemli bir etkisi yok iken I ve E önemli bir

etkiye sahiptir. Bir örnekteki yük sayısı arttığı zaman, hesaplama süresi artar ve en iyi şekilde çözülen yük sayısı azalır. Benzer olarak, E en iyi şekilde çözülen örneklerde ve hesaplama süresinde olumsuz bir etkiye sahiptir. Esneklik arttığı zaman, bir gün içinde kalkması olası siparişlerin sayısı artar. Bu yüzden bu gün için daha fazla muhtemel kombinasyonlar olur. Bu açıdan, hesaplama süresi beklendiği gibi artar.

Tablo 2.3. Ön Deneylerin Sonuçları

I	E	D	#	# Çözülen	Mak CPU	Ort CPU
10	0	1	10	10	2,4	1,3
		2	10	10	1,4	1,1
		3	10	10	1,3	1,0
10	1	1	10	10	41,1	9,0
		2	10	10	370,6	39,2
		3	10	10	31,4	8,1
20	0	1	10	10	6,9	3,7
		2	10	10	9,1	3,6
		3	10	10	13,0	4,0
20	1	1	10	6	3604,3	766,9
		2	10	8	3604,7	806,5
		3	10	10	3330,5	472,4

İkinci ön deney olarak, M parametresini azaltmada, simetri kıran kısıtlar (14) eklemeye ve doğrudan ilişkili kısıtlarda (17) bir basamaklı yaklaşım uygulanmıştır. Küçük bir örnek setindeki bütün olası kombinasyonlar (Tablo 2.4) çözülmüş ve bütün olası matematiksel modellerin (Tablo 2.5) performansları raporlanmıştır. Bu örnek için, her matematiksel model ile en iyi performans gösteren matematiksel modelin CPU zamanları karşılaştırılmıştır ve test edilen örnekler üzerinden ortalama performans gösterenler incelenmiştir. Bu açıdan tüm kısıtları içeren matematiksel model (P8) diğerlerinden daha iyi performans göstermiştir. Sonraki en iyi matematiksel modeller sırasıyla, doğrudan ilişkili kısıtları içeren model (P7) ve simetri kıran kısıtları içeren modeldir (P3). P7 matematiksel modeli P3 modelinden daha iyi olmasına rağmen, performansları birbirine yakındır. Bu sonuçlara göre, bütün deneylerde P3 (MM1 olarak adlandırılan) ve P8 (MM2 olarak adlandırılan) kullanılması tercih edilmiştir. Ayrıca, P8 alt sınır algoritmaları için temel matematiksel model olarak kullanılmıştır.

Tablo 2.4. Tüm Olası Matematiksel Model Kombinasyonları

	P1	P2	P3	P4	P5	P6	P7	P8
<i>M</i> için üst sınır tanımlanması		✓			✓	✓		✓
Simetrik çözüm alanlarının daraltılması			✓			✓	✓	✓
Yük ataması ve araç çıkışı arasında direk ilişki				✓	✓		✓	✓

Tablo 2.5. Tüm Olası Problem Kombinasyonlarının Performansları

	P1	P2	P3	P4	P5	P6	P7	P8
1	629%	629%	130%	479%	504%	306%	100%	120%
2	921%	413%	119%	363%	247%	115%	108%	100%
3	227%	196%	116%	153%	134%	117%	100%	116%
4	1095%	607%	140%	760%	259%	162%	108%	100%
5	3512%	1291%	126%	1063%	740%	142%	104%	100%
6	14147%	6861%	220%	1590%	2269%	107%	369%	100%
7	345%	371%	120%	266%	275%	131%	100%	112%
8	100%	104%	102%	113%	107%	109%	106%	111%
9	295%	566%	124%	262%	238%	255%	100%	100%
10	122%	160%	130%	112%	100%	133%	129%	124%
Ortalama Performans	2139%	1120%	133%	516%	487%	158%	132%	108%

2.7 Matematiksel Modeller ve Alt Sınır Algoritmaları Üzerindeki Deneyler

Tüm deneyler, Intel Xeon X5482 3.2GHz çift işlemci kapasitesine ve 10 GB belleğe sahip bir bilgisayarda yapılmıştır. Matematiksel modeller için çözücü olarak GAMS 22.8 kullanılmış, durma koşulu 3600 saniye olarak belirlenmiştir. Alt sınır algoritmalarının her bir yinelemesi 120 saniye ile ve toplam hesaplama süresi 3600 saniye ile sınırlandırılmıştır. DKA algoritması için belirlenen 3 durma koşulunun sınırları;(i) maksimum CPU süresi $15 * I$ sn, (ii) maksimum tümel yineleme sayısı $20 * I$ iterasyon, ve (iii) maksimum içsel yineleme sayısı 20 iterasyon olarak tanımlanmış ve algoritmanın bu üç koşuldaki herhangi birisi sağlanıncaya kadar çalışması sağlanmıştır. 300 örnek üzerinde yapılan deneylerin sonuçları, örnekte bulunan yük adedi (I) ve yüklerin bekleme süresi esnekliği (E) bakımından incelenmiştir. DKA algoritmasının çözüm kalitesini incelemek üzere, her iki matematiksel model ve alt sınır algoritması ile bulunan alt sınırların en yüksek olanı seçilmiştir.

Tablo 2.6, en iyi şekilde çözülen örnek sayısını, en iyi şekilde çözülen örnekler için maksimum ve

Tablo 2.6. Matematiksel Modellerin 3600 sn içindeki Performansları

I	E	#	MM1			MM2		
			# opt	Gap (%)	CPU	# opt	Gap (%)	CPU
10	0	30	30	-	1.2	30	-	1.1
	1	30	30	-	18.8	30	-	6.2
20	0	30	30	-	3.8	30	-	3.7
	1	30	24	1.2	382.0	24	1.0	334.4
30	0	30	30	-	41.1	30	-	21.5
	1	30	8	2.9	1092.8	7	2.8	1206.9
50	0	30	16	1.6	1183.7	18	1.5	972.8
	1	30	-	7.6	-	-	7.6	-
100	0	30	-	7.9	-	-	8.0	-
	1	30	-	18.8	-	-	16.1	-
Average		300	168	4.0	248.4	169	3.7	217.9

ortalama CPU zamanlarını, maksimum ve ortalama farkları (ulaşılan en iyi olası değerlerle karşılaştırıldığında) belirterek matematiksel modellerin performanslarını göstermektedir. MM2 3600 saniye içerisinde 169 örnek çözerken MM1 168 örnek çözmüştür. CPU zamanları üzerinde ikili T-test uygulandığında, ortalama farklar arasında önemli bir ayrım olmasa da MM2 MM1'den daha iyi sonuçlar vermiştir. $E = 0$ olduğu daha kolay örnekler için, MM1 ve MM2 arasında yine önemli bir ayrım yokken, ($E = 1$) olduğu daha zor örnekler için MM2'nin ortalama CPU zamanı MM1'den çok daha iyidir. Ayrıca, $E = 1$ olduğu örnekler için, MM2'nin ortalama farkı MM1'den daha iyidir.

Tablo 2.7 alt sınır algoritmalarının performanslarını en iyi şekilde çözülen örneklerin sayısını, en iyi çözülen örnekler için maksimum ve ortalama CPU zamanlarını, maksimum ve ortalama farkları (ulaşılan en iyi değerlerle karşılaştırıldığında) gösterir. AS2 toplam zaman kısıtının 3600 saniyesi içerisinde 138 örnek için, AS1 123 örnek için bilinen en iyi değerlere ulaşır. Ayrıca, hem AS1 hem AS2 aynı 117 örnek için bilinen en iyi değerleri bulmakta, AS2 123 örnek üzerinden 54 örnek için, AS1 69 örnek için daha iyi performans göstermektedir.

Tablo 2.7. Alt Sınır Algoritmalarının 3600 sn İçerisindeki Performansları

I	E	#	CPU		Gap to Max(BP_{LB1} , BP_{LB2})		Gap to Max(BP_{MM1} , BP_{MM2})	
			LB1	LB2	LB1 (%)	LB2 (%)	LB1 (%)	LB2 (%)
10	0	30	5.2	1.0	0.00	0.00	0.00	0.00
	1	30	2.0	16.0	0.05	0.00	0.05	0.00
20	0	30	45.8	58.3	0.01	0.00	0.01	0.00
	1	30	1929.9	1574.4	3.23	0.65	3.05	0.41
30	0	30	679.6	380.3	0.78	0.54	1.19	0.93
	1	30	3554.0	3424.1	3.03	1.17	4.70	2.77
50	0	30	2816.7	3339.2	0.41	4.77	5.88	10.02
	1	30	3672.5	3663.8	1.50	1.10	1.35	0.89
100	0	30	3687.5	3652.6	0.07	4.31	3.25	7.38
	1	30	3339.3	3726.1	-	0.00	-	1.74
Average	300	1973.3	1983.6	1.01	1.25	2.17	2.41	

AS1 ve AS2 algoritmalarını CPU zamanları açısından karşılaştırdığımızda, aralarında önemli bir fark görülmemektedir. Çözüm kalitesini incelemek için farklar üzerinde T-test'e başvurulmuştur ve AS1'in ortalama farkının ($GAP_{AS1} = 0.003$) AS2'nin ortalama farkından ($GAP_{AS2} = 0.059$) $E = 0$ için daha iyi olduğu görülmüştür; $P(GAP_{AS1} < GAP_{AS2}) = 0$. Bunun aksine, AS2'nin ortalama farkının ($GAP_{AS2} = 0.01$) AS1'den ($GAP_{AS1} = 0.02$) $E = 1$ için daha iyidir; $P(GAP_{AS2} < GAP_{AS1}) = 0$. Bu açıdan AS2 AS1'den çok daha kolay örnekler için, AS2 AS1'den çok daha zor örnekler için çözüm kalitesi açısından daha iyi performans göstermektedir.

Tablo 2.8 tüm örnekler için matematiksel model ve DKA algoritmasının çözüm performanslarını raporlamaktadır. Buna göre, matematiksel modeller ile 300 örnekten 175 tanesinde en iyi çözüm bulunabilirken, DKA algoritması 155 adet örnekte en iyi çözümü bulabilmektedir. Çözüm performansı süre açısından incelendiğinde, küçük örneklerde matematiksel modellerin performansı daha iyi iken, büyük veya esnekliğin $E = 1$ olduğu örneklerde DKA algoritmasının performansının daha iyi olduğu görülmüştür. Ayrıca tüm örneklerin çözüm süresi ortalaması incelendiğinde, DKA algoritmasının matematiksel modellerden üstün olduğu görülmüştür. Gözlemlenen bir diğer sonuç ise, DKA algoritmasının esnekliğin olmadığı ($E = 0$) örneklerde süre performansının esnekliğin olduğu örneklere göre ($E = 1$) daha kötü performans göstermesidir. Bu duruma, esnekliğin olmadığı durumlarda, DKA algoritmasının *çalkalama* prosedürü sırasında daha çok olumsuz hamlelerle

karşılaşmasının sebep olduğu düşünülmektedir.

Tablo 2.8. Tüm Örnekler için Matematiksel Model ve DKA Algoritması Çözüm Performansları

I	E	#	MMs			DKA		
			# opt	Gap (%)	CPU	# opt	Gap (%)	CPU
10	0	30	30	0.00	1.0	30	0.00	5.3
	1	30	30	0.00	6.1	29	0.00	5.0
20	0	30	30	0.00	3.2	29	0.01	16.5
	1	30	27	0.28	748.6	25	0.38	5.5
30	0	30	30	0.00	19.2	29	0.00	31.8
	1	30	9	1.87	2903.8	1	4.00	12.8
50	0	30	19	1.27	1798.3	12	1.37	65.1
	1	30	0	5.79	3622.6	0	6.60	41.6
100	0	30	0	7.59	3629.1	0	8.97	306.3
	1	30	0	13.54	3679.6	0	6.70	299.7
Grand Total		300	175	3.03	1641.2	155	2.80	79.0

Çözüm kalitesi açısından matematiksel modeller ve DKA algoritması karşılaştırıldığında ise, matematiksel modellerin çözüm kalitesinin örnekte bulunan yük sayısı arttıkça kötüye gittiği görülmüştür. Özellikle örnekteki yük sayısının ($I = 100$) olduğu örneklerde, DKA algoritması ile raporlanan farkın matematiksel modellerden az olduğu tespit edilmiştir. Tüm örnekler üzerinde yapılan deneyler, çözüm kalitesi açısından incelendiğinde, DKA algoritmasının matematiksel modellerden üstün olduğu görülmüştür.

2.8 Sonuç

Bu iş paketi ile alt taşıyıcılar ile parsiyel taşımacılığı hizmeti veren ve araç maliyetlerinin yıllık sözleşmeler kapsamında sabit rota maliyetleri ile belirlendiği türden probleme çözüm yaklaşımı geliştirilmiştir. Bu kapsamda, yük birleştirmesine, araç rotalarına, ara duraklara ve kalkış gününe karar veren bir matematiksel model önerilmiş ve problemin çözüm karmaşıklığı incelenmiştir. Ayrıca iki alt sınır ve bir sezgisel üst sınır algoritması tanımlanmıştır. Matematiksel modeller, alt ve üst sınır algoritmaları rassal oluşturulmuş deney seti ile test edilmiştir. Deneyler göstermektedir ki, ortalama olarak MM2'nin CPU zamanları MM1'den daha iyidir. CPU zamanları açısından AS1 ve AS2'yi

karşılaştırdığımızda aralarında önemli bir fark görülmemektedir ve AS2 AS1'den çok daha kolay örnekler için, AS2 AS1'den çok daha zor örnekler için çözüm kalitesi açısından daha iyi performans göstermektedir. Ayrıca, deneyler sonucunda sezgisel yöntem ile alt sınır arasındaki ortalama farkın küçük problemlerde %0,1 ve büyük problemlerde ise %4,6 olduğu gözlenmiştir. Sezgisel yöntemin ortalama çalışma süresi küçük problemlerde 8 saniye ve büyük problemlerde 116 saniyedir.

Projenin bu bölümü için başarı ölçütleri; (i) küçük örneklerde %2 sapma, (ii) büyük örnekler için 10 dakika içinde %10 sapma olarak belirlenmiştir. Raporlanan değerler, proje önerisinde birinci iş paketi için belirlenen başarı ölçütlerinin karşılandığını göstermiştir.

3. İş Paketi-2 Kapsamında Yapılan Çalışmalar: Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlama Problemi için Rota Oluşturma

3.1 Giriş

Projenin ilk iş paketinde önerilen çözüm yönteminde, gerçek hayat uygulamasında var olan karayolu ile uluslararası yük taşımacılığı organize eden şirketlerin alt-taşıyıcıları ile imzaladığı yıllık sözleşmeler ve bu sözleşmelerin yapısından yola çıkılarak, önceden belirlenmiş rota kümesi kullanılmıştır. Bu bağlamda, rotalar belirlenmiş, her rota için bir dizi olası durak ve buna bağlı sabit bir maliyet tanımlanmıştır. Bu problemin en iyi çözümü de verilmiş olan rota kümesi için en iyi sonuçtur. Ancak, rota kümesine eklenecek yeni rotalar ile problemin amaç fonksiyonu daha iyi bir değere ulaşabilir. Bu sebeple ikinci iş paketinde rota kümesinde yer almayan yeni rotaların oluşturulması hedeflenmiştir.

Rota kümesinde yer almayan yeni rotalar elde etmek için üç farklı yaklaşım söz konusudur. Bu yaklaşımlar; (i) yeni rotalar tanımlayarak ilk iş paketindeki yaklaşımı kullanmak, (ii) tanımlı rota kümesine ihtiyaç duymayan bir problem tanımlamak ve bu problemi IBM ILOG CPLEX gibi bir hazır kesin çözücü ile çözmek ve (iii) yeni tanımlanan problemi, bu probleme özel bir kesin çözüm yöntemi ile çözmektir.

Başlangıç olarak ilk yaklaşım öncül deneyler ile test edilmiş ve çözüm süresi açısından kullanışlı olmadığına karar verilmiştir. Daha sonra ikinci yaklaşım için problem tanımı yapılmış ve matematiksel programlama modeli sunulmuştur. Üçüncü yaklaşım yeni problemin farklı bir şekilde modellenmesini gerektirmektedir ve bu modelin ayrıştırılmasını mümkündür.

Bu bölüm aşağıdaki şekilde organize edilmiştir; ikinci kısımda kullanılacak çözüm algoritmasına dair yazın taraması özetlenmiştir. Üçüncü kısımda, rota kümesinin genişletilmesi ve bunun sonuçları tartışılacaktır. Aynı kısımda yeni tanımlanan problem ve bu problemin matematiksel programlama modeli sunulmuştur. Dördüncü kısımda, yeni probleme özgü geliştirilen kesin çözüm yöntemi

ve son olarak bu yöntemin deney sonuçları raporlanmıştır.

3.2 Yazın Taraması

Bu bölümde kolon türetme tekniği ve dal-fiyat algoritmaları ile ilgili literatür incelenerek raporlanmıştır.

Dantzig-Wolfe ayrıştırma yöntemi ile problem iki seviye olarak ayrıştırılır. Üst seviyede ana problem alt seviyede ise, problemin özelliklerine göre, bir veya daha fazla fiyatlandırma problemi yer alır. Ana problemde (AP) çok miktarda karar değişkeni (kolon) vardır ve bu karar değişkenlerin hepsini baştan üretmek zordur. Ayrıca bu kolonlardan sadece küçük bir bölümü optimal sonuçta yer alacağı için hepsini baştan üretmek gerekli değildir. Bu sebeple AP kolonlarının bir kısmı kullanılarak kısıtlı ana problem (KAP) oluşturulur. KAP kademeli bir şekilde çözümlenerek gerekli yeni kolonlar eklenerek büyür. Yeni kolon eklenmesi fiyatlandırma problem(ler)i (FP) çözümlenerek gerçekleştirilir. KAP çözüldükten sonra elde edilen gölge fiyatlar (dual prices) ile güncellenen FP çözümlenir ve en az indirgenmiş maliyete (reduced cost) sahip kolon(lar) belirlenir. Bu değeri negatif olan kolon(lar) KAP'a eklenir ve KAP tekrar çözümlenir. Şayet KAP'a yeni bir kolon eklenmez ise elde edilen amaç fonksiyonu değeri AP'nin doğrusal gevşetme değerinin aynısı olur. Eğer elde edilen sonuç tam sayılı ise bu sonuç aynı zamanda AP için optimal sonuç olacaktır. Aksi durumda dal-sınır yaklaşımı ile optimal sonuç bulunabilir. Bu yaklaşımın dal-sınır algoritması içinde kullanılması dal-fiyat algoritması olarak adlandırılmaktadır.

Barnhart vd. (1998) kolon türetme tekniğinin uygulanabileceği problem çeşitleri hakkında bilgi vermektedir. Ayrıca algoritma tasarımı konusunda çeşitli ip uçları sunmaktadır. Lübbecke ve Desrosiers (2005) kolon türetme tekniğinin etkinliği ile ilgili çeşitli konulara değinmektedir. Desrosiers ve Lübbecke (2005) ilgili okuyuculara bu konuda daha detaylı bilgi sağlayacak çalışmalar arasındadır.

Dal-fiyat algoritmaları birçok büyük boyuttaki gerçek hayat probleminin çözümünde başarı ile uygulanmışlardır. Bu çalışmalara örnek olarak, araç rotalama problemi (Desrosiers vd., 1984; Desrochers vd., 1992; Muter vd., 2014), envanter rotalama problemi (Desaulniers vd., 2016), paralel makina çizelgeleme (Chen ve Powell, 1999; van den Akker vd., 1999) ve stok kesme problemi (Vanderbeck, 1999; Vance, 1998) örnek olarak verilebilir.

Solyali ve Özpeynirci (2009) sabit iş çizelgeleme problemlerinin operasyonel bir türü olan yayılmış zaman kısıtı altında operasyonel sabit iş çizelgeleme problemi için dal-fiyat algoritması geliştirmişlerdir. Problemden belirli zamanlarda başlayıp bitmesi gereken farklı kıymette işler kümesi ile bu işlerin atanabileceği paralel makineler vardır. Makineler yayılma zaman kısıtından daha uzun süre açık kalmaz ve bir makineye atanan işlerin işlem süreleri çakışmaz. Problemin amacı seçilen işlerin toplam değerini en çoklamaktır. Ana problemde her kolon bir makineye olurlu şekilde atanmış işleri gösterir ve fiyatlandırma problemi verilen gölge fiyatları dikkate alarak bir makine için en iyi olurlu iş alt kümesini belirler.

Ceyhan ve Özpeynirci (2016) eczane nöbet çizelgeleme problemi için bir dal-fiyat algoritması geliştirmişlerdir. Bu problemde belirli bir alan içerisinde müşteri düğümleri ve eczane düğümleri vardır. Eczane düğümleri çeşitli bölgelere dağılmışlardır. Her bölgeden hergün bir eczane nöbetçi olmaktadır ve her müşteri hergün kendisine en yakın nöbetçi eczaneye atanmaktadır. Problemin amacı müşterilerin eczanelere ulaşmak için kat etmeleri gereken mesafelerin talep ağırlıklı toplamını en azlamaktır. Problem her gün için olurlu bir çizelgeyi temsil eden kolonlar şeklinde ele alınmış ve fiyatlandırma problemi yeni tek günlük çizelgeler oluşturmak için kullanılmıştır.

Fayed ve Atiya (2013) k -merkez problem üzerinde çalışmışlar ve bir dal-sınır algoritması geliştirmişlerdir. Düğüm seçme stratejisi olarak önce-derinlik (depth first) ve önce-genişlik (breadth first) yaklaşımlarından birisini seçmek yerine iki yaklaşımın karışımı bir yöntem uygulamışlardır. Bu yöntemin ile dal-sınır algoritmasının sade sürümünden daha iyi performans gösterdiğini belirtmişlerdir.

3.3 Problem Tanımı ve Matematiksel Programlama Modeli

Bu iş paketinin oluşturulmasının temel nedeni tanımlı rotaların kullanılması ile olası en iyi çözümün elde edilememesi ihtimalidir. Örneğin en iyi çözüm bir grup müşterinin birlikte ziyaret edilmesini gerektiriyordur ve tanımlı rotalar arasında bu müşterilerin tamamının olduğu bir rota yoktur. İş paketi kapsamında öncül deneme olması bakımından, ilk iş paketindeki veriler kullanılarak yeni rotalar oluşturulmuştur. Bu şekilde, her kümede farklı sayıda rotanın bulunduğu 3 farklı rota kümesi tanımlanmış; 5, 10, 20 ve 50 adet rotanın bulunduğu 4 set ile birinci iş paketinde kullanılan geliştirilmiş matematiksel model (MM2) küçük büyüklükteki 30 örnekte çalıştırılmıştır. Yapılan bu öncül deneyler sonucunda görülmüştür ki, rota sayısı iki katına çıktığında çözüm süresi de aynı oranda

artmaktadır. Benzer şekilde, çözüm süresi rota sayısı 5 iken ortalama 6 saniye iken, rota sayısı 50'ye çıkartıldığında ortalama 40 saniyeye yükselmektedir. Yapılan bağımlı iki örneklem T-testi (paired two sample T-test) ile süre artışının anlamlı olduğu görülmüştür. Birinci iş paketinde kullanılan sezgisel algoritmada, özellikle yerel arama prosedüründe rotalar üzerinden arama yapılması sebebiyle, rota sayısının artırılması durumunda, matematiksel programlama modelinde alınan sonuçta benzer şekilde, çözüm süresinin artması beklenmektedir.

Yapılan bu öncül deney sonuçlarına göre, birinci iş paketinde kullanılan çözüm yöntemine yeni rota eklemenin, proje hedeflerine ters olarak, çözüm süresini çok artıracak görülmüştür. Bu sebeple, bu iş paketinde, birinci iş paketinde önerilen problem kısmen değiştirilerek yeni bir problem tanımlanmıştır ve SCDP-2 olarak isimlendirilmiştir. Buradaki temel motivasyon yeni rotalar oluşturmayı modelin bir parçası yapmak ve bir aracın herhangi bir rotada sevk edilmesi durumunda oluşacak maliyeti gösterecek bir maliyet fonksiyonu tanımlamaktır.

Bu amaca yönelik olarak, rotalardaki olası durma noktaları ile tanımlanan sabit rotalar yerine, araca konulan en uzak mesafedeki yük aracın güzergahını belirlemiş ve bu mesafeye göre maliyet tanımlanmıştır. Bu anlamda, maliyet fonksiyonunda 4 çeşit maliyet vardır; en uzak mesafe ile çarpılmış kilometre maliyeti, ek durak maliyetleri, aracın sabit maliyeti ve aktarma deposu maliyetleri. Parametreleri elde etmek için ilk bölümdeki veriler kullanılarak farklı yollar üretilmiştir ve son rotanın maliyeti elde edilmiştir. Ardından, regresyon analizi ($R^2 = 0.92$) uygulanarak parametreler elde edilmiştir. Aktarma depoları varsayımları aynıdır, dolayısıyla aktarma deposu maliyetlerinde herhangi bir değişiklik yoktur.

Birinci iş paketi çözüm yönteminde yer alan, yükün adresine teslimatına kadar geçen süre açısından ele alındığında aynı araçta olması mümkün olmayan veya çok farklı lokasyonlarda veya teslimat ülkeleri farklı olması sebebiyle aynı araç ile doğrudan teslim edilemeyen siparişlerin bilgileri eklenmiştir. Birinci iş paketinde zaman aralığı gerekliliğini tanımlamak için H_r^t ve G_{ir}^t setleri kullanılmıştır. Yeni formülasyonda ise, aracın her varış noktasına gidiş süresi bilindiği ve araçtaki diğer varış noktalarına bakılmaksızın sabit olduğu varsayımından yola çıkarak, a_{kl} parametresi ile $k \in K$ ve $l \in K$ sipariş ikilisinin teslimat süresi açısından uygunluğu tanımlanmıştır. Şöyle ki;

$$a_{kl} = \begin{cases} 1 & \text{Eğer sipariş } k \text{ and } l \text{ aynı araçta olup adresine teslim edilebiliyorsa} \\ 0 & \text{Diğer durumda} \end{cases}$$

Örnek olarak, çıkış günleri 1, 3 ve 5 olan ve teslim tarihleri sırasıyla 10, 11 ve 12 olan 3 sipariş düşünelim. Bu siparişlerin gönderilmesi için gereken minimum geçen zaman 6 gündür. Şekil 3.1 yeşil işaretli her siparişin yola çıkabileceği uygun günleri gösterir. Sipariş (1) ve (2) 3. ve 4. günlerde, sipariş (2) ve (3) 5. günde aynı araçta gönderilebiliyorken, $a_{12} = 1$ ve $a_{23} = 1$ değerini almaktadır. Sipariş (1) ve (3) birlikte yola çıkmak için hiçbir ortak güne sahip değildir, bu yüzden $a_{13} = 0$ değerini almaktadır.

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
1														
2														
3														

Şekil 3.1. Üç sipariş için aracın çıkabileceği günler

Benzer şekilde, gümrük kısıtlamaları, ülke geçiş sorunları vb. nedeniyle doğrudan aynı araçla teslim edilemeyen siparişleri tanımlamak için b_{kl} parametresi tanımlanmıştır. Eğer her iki $k \in K$ ve $l \in K$ siparişlerinin de varış noktaları, herhangi bir rota üzerinde olası durma noktaları üzerinde olursa, bu iki sipariş doğrudan aynı araçla teslim edilebilir.

$$b_{kl} = \begin{cases} 1 & \text{Eğer } k \text{ ve } l \text{ siparişleri aynı araç ile doğrudan gönderilebiliyorsa,} \\ 0 & \text{Diğer türlü} \end{cases}$$

3.3.1 Matematiksel Programlama Modeli

Yukarıdaki bahsi geçen değişikliklerle birlikte, ana problem şu şekilde formüle edilebilir (AP);

İndeksler ve Kümeler

K Siparişler, $k \in K$

I Aktarma depoları, $i \in I$

T Araçlar, $t \in T$

J Varış noktaları, $j \in J$

Parametreler

k Siparişinin boyutları;

v_k Hacim

w_k Ağırlık

l_k Uzunluk

Araç Kapasiteleri;

ν Hacim

γ Ağırlık

δ Uzunluk

p_k k siparişinin varış noktası, $p_k \in J$

d_k Çıkış noktasının k siparişinin teslimat noktasına olan uzaklığı

des_i Çıkış noktasının i aktarma deposuna olan uzaklığı

pkm Kilometre başına maliyet

foc Sabit aracı işletme maliyeti

$cost_{ki}$ k siparişini i aktarma deposundan gönderme maliyeti

μ Ek durak sayısının üst sınırı

ϕ Sabit maliyete dahil olan durak sayısı $1 \leq \phi \leq \mu$

ρ Her ϕ duraktan sonraki ek maliyet

$a_{kl} \begin{cases} 1 & \text{Eğer } k \text{ ve } l \text{ siparişleri aynı araçta olamıyorsa} \\ 0 & \text{Diğer türlü} \end{cases}$

$b_{kl} \begin{cases} 1 & \text{Eğer } k \text{ ve } l \text{ siparişleri aynı araç ile doğrudan gönderilemiyorsa} \\ 0 & \text{Diğer türlü} \end{cases}$

Karar Değişkenleri

α_t t aracının en uzak varış noktasına göre sabit maliyeti

β_t t aracının durduğu ek durakların sayısı

$x_k^t \begin{cases} 1 & \text{Eğer } k \text{ siparişi } t \text{ aracı ile yola çıkmışsa} \\ 0 & \text{Diğer türlü} \end{cases}$

$y_k^t \begin{cases} 1 & \text{Eğer } k \text{ siparişi araç üzerinde sevk edilmişse } t \\ 0 & \text{Diğer türlü} \end{cases}$

$$z_{ki}^t \begin{cases} 1 & \text{Eğer } k \text{ siparişi } t \text{ aracında ve } i \text{ aktarma deposu ile gönderildiyse} \\ 0 & \text{Diğer türlü} \end{cases}$$

$$use_i^t \begin{cases} 1 & \text{Eğer } i \text{ aktarma deposu } t \text{ aracına atandıysa} \\ 0 & \text{Diğer türlü} \end{cases}$$

$$\delta_j^t \begin{cases} 1 & \text{Eğer } j \text{ varış noktası } t \text{ aracına atandıysa} \\ 0 & \text{Diğer türlü} \end{cases}$$

$$\text{En küçükle} \quad \sum_{t \in T} \left(\alpha_t + \rho \beta_t + \sum_{i \in I} \sum_{k \in K} cost_{ki} z_{ki}^t \right) \quad (3.1)$$

$$\text{Öyle ki;} \quad \alpha_t \geq (d_k \cdot pkm + foc) y_k^t \quad \forall k, t \quad (3.2)$$

$$\alpha_t \geq (des_i \cdot pkm + foc) use_i^t \quad \forall i, k, t \quad (3.3)$$

$$use_i^t \geq z_{ki}^t \quad \forall k, i, t \quad (3.4)$$

$$\delta_{p_k}^t \geq y_k^t \quad \forall k, t \quad (3.5)$$

$$\beta_t \geq \sum_{k \in K} \delta_{p_k}^t + \sum_{i \in I} use_i^t - \phi \quad \forall t \quad (3.6)$$

$$\beta_t \leq \mu \quad \forall t \quad (3.7)$$

$$x_k^t = y_k^t + \sum_{i \in I} z_{ki}^t \quad \forall k, t \quad (3.8)$$

$$\sum_{t \in T} x_k^t = 1 \quad \forall k \quad (3.9)$$

$$x_k^t + x_l^t \leq 1 \quad \forall t, (k, l) \mid a_{kl} = 0 \quad (3.10)$$

$$x_k^t + x_l^t \leq 1 \quad \forall t, (k, l) \mid b_{kl} = 0 \quad (3.11)$$

$$\sum_{k \in K} v_k x_k^t \leq \nu \quad \forall t \quad (3.12)$$

$$\sum_{k \in K} w_k x_k^t \leq \gamma \quad \forall t \quad (3.13)$$

$$\sum_{k \in K} l_k x_k^t \leq \delta \quad \forall t \quad (3.14)$$

$$\alpha_t \geq \alpha_{t-1} \quad \forall t \mid t \geq 2 \quad (3.15)$$

$$x_k^t, y_k^t, z_{ki}^t, use_i^t, \delta_j^t \in \{0, 1\} \quad \forall k, i, t, j \quad (3.16)$$

$$\alpha_t \geq 0 \quad \forall t \quad (3.17)$$

$$\beta_t \in \{0, 1, 2, \dots\} \quad \forall t \quad (3.18)$$

Amaç fonksiyonu (3.1), sabit maliyet, ek durak maliyeti ve aktarma deposu maliyetlerinin dahil olduğu toplam maliyeti en azlamaktadır. Kısıt kümeleri (3.2) ve (3.3) aracın gidebileceği en uzak mesafeyle ilişkili olarak aracın sabit maliyetini tanımlamaktadır. Kısıt kümesi (3.4) bir aracın son varış noktasına doğrudan veya bir aktarma deposu vasıtasıyla teslim edilip edilmediğini tanımlamaktadır. Kısıt kümesi (3.5) sipariş söz konusu araç ile doğrudan varış noktasına gönderilirse, o aracı o varış noktasına atamaktadır. Kısıt kümeleri (3.6) ve (3.7) ek durakların sayısını tanımlamakta ve sınırlamaktadır. Kısıt kümesi (3.8) sipariş doğrudan veya bir aktarma deposu ile teslim edildiye, siparişi bir araca atamaktadır. Kısıt kümesi (3.9) ile her bir i siparişine hizmet sağlanmaktadır. Kısıt kümesi (3.10) aracın kalkış günlerine ilişkin olarak aynı araç ile gönderilebilmeleri için siparişlerin uygunluğunu tanımlamaktadır. Kısıt kümesi (3.11) siparişlerin aynı araç ile doğrudan gönderilebilirliğini tanımlar. Kısıt kümeleri (3.12), (3.13) ve (3.14) araç kapasitesini tanımlamaktadır. Kısıt kümesi (3.15) çözüm uzayındaki simetriyi kırar ve araçların maliyetlerini büyükten küçüğe sıralar. Kısıt kümeleri (3.16), (3.17) ve (3.18) karar değişkenlerini tanımlamaktadır.

3.4 Ayrıştırma Yaklaşımı ve Dal-Fiyat Algoritması

Bu bölümde, büyük ölçekli problemlerin çözümünde başarılı olduğu bilinen Dantzig-Wolfe ayrıştırması kullanılarak probleme yeni bir formülasyon önerilmektedir (Desrosiers ve Lübbecke, 2005). Bu formülasyonda, her yükün mutlaka bir araca atanması gerekliliği ve bir aracın içindeki yükün aracın rotasını, ve dolayısıyla maliyetini belirlediği varsayımından yola çıkarak, AP'deki 3.9 kısıtının bir atama problemi olarak ele alınabileceği düşünülmüştür. Bu bağlamda, atama probleminde her bir kolon, olurlu sipariş-arac çiftini ifade etmektedir. Sipariş-arac seti R , aracın maliyeti ise c_r olarak tanımlanmıştır. Olurlu sipariş-arac çifti için ω_{kr} tanımlanmıştır ve k siparişi r aracında ise 1 değerini, değilse 0 değerini almaktadır. Bu doğrultuda, karar değişkeni şu şekilde olacaktır;

$$x_r = \begin{cases} 1 & \text{Eğer } r \text{ aracı seçildiyse} \\ 0 & \text{Diğer türlü} \end{cases}$$

Sonrasında Ana Problem (AP) bir küme kapsama problemi olarak şu şekilde tanımlanmıştır;

$$\text{En küçük} \quad \sum_{r \in R} c_r x_r \quad (3.19)$$

$$\text{Öyle ki;} \quad \sum_{r \in R} \omega_{kr} x_r \geq 1 \quad \forall r \in R \quad (3.20)$$

$$x_r \in \{0, 1\} \quad \forall r \in R \quad (3.21)$$

Amaç fonksiyonu (3.19) kolonların toplam maliyetini en küçükler. Kısıt kümesi (3.20) her yük için en az bir kolon seçilmesini sağlar. Kısıt kümesi (3.21) ikili karar değişkenlerini tanımlar.

Kolon oluşturma prosedürü (KO) her siparişin o siparişin varış yerine ilişkin maliyeti olan tek bir taşıta atanan $R' \subset R$ olurlu kolon kümeleri ile başlar. Bu alan Kısıtlı Ana Problem (KAP) olarak adlandırılmıştır. KAP'in doğrusal gevşemesi (DKAP) çözümlenerek her bir yük için gölge fiyat elde edilir; $\lambda_k, \forall k \in K$. Fiyatlandırma problemi (FP) ise, DKAP'den gelen gölge fiyatları kullanarak yeni bir araç yükleme planı önermektedir;

$$\text{En küçük} \quad \alpha + \rho\beta + \sum_{i \in I} \sum_{k \in K} cost_{ki} z_{ki} - \sum_{k \in K} \lambda_k x_k \quad (3.22)$$

$$\text{Öyle ki;} \quad \alpha \geq (d_k \cdot pkm + foc) y_k \quad \forall k \quad (3.23)$$

$$\alpha \geq (des_i \cdot pkm + foc) use_i \quad \forall i, k \quad (3.24)$$

$$use_i \geq z_{ki} \quad \forall k, i \quad (3.25)$$

$$\delta_{p_k} \geq y_k \quad \forall k \quad (3.26)$$

$$\beta \geq \sum_{k \in K} \delta_{p_k} + \sum_{i \in I} use_i - \phi \quad (3.27)$$

$$\beta \leq \mu \quad (3.28)$$

$$x_k = y_k + \sum_{i \in I} z_{ki} \quad \forall k \quad (3.29)$$

$$x_k + x_l \leq 1 \quad \forall (k, l) | a_{kl} = 0 \quad (3.30)$$

$$x_k + x_l \leq 1 \quad \forall (k, l) | b_{kl} = 0 \quad (3.31)$$

$$\sum_{k \in K} v_k x_k \leq \nu \quad (3.32)$$

$$\sum_{k \in K} w_k x_k \leq \gamma \quad (3.33)$$

$$\sum_{k \in K} l_k x_k \leq \delta \quad (3.34)$$

$$x_k, y_k, z_{ki}, use_i, \delta_j \in \{0, 1\} \quad \forall k, i, j \quad (3.35)$$

$$\alpha \geq 0 \quad (3.36)$$

$$\beta \in \{0, 1, 2, \dots\} \quad (3.37)$$

Eğer FP'den gelen indirgenmiş maliyet negatif ise, KAP'in amaç fonksiyonunu iyiye götürebilecek bir kolon oluşturulmuş demektir. Bu sebeple FP'nin optimal sonucundaki tek araçlık taşıma planı gerçek maliyeti ile yeni bir karar değişkeni olarak KAP'a eklenir ve DKAP tekrar çözülür. Bu döngü, FP'den gelen indirgenmiş maliyet negatif olmayıncaya kadar devam etmektedir. Yeni bir kolon eklenmediği durumda DKAP'ın amaç fonksiyon değeri AP'in doğrusal gevşetimi optimal değerine eşittir. Bu ana kadar bulunan en iyi tamsayılı çözümün amaç fonksiyon değeri bu değer ile aynı ise AP için en iyi çözüm bulunmuş demektir. Aksi durumda bu yaklaşım bir dal-sınır algoritması içerisinde tekrarlanmalıdır. Bu dal-fiyat algoritması (DFA) olarak adlandırılır.

Dal-fiyat algoritmasında, öncelikle dal oluşturma kuralı belirlenmiştir. Bu amaçla, her bir (k, l) ikilisi için $pair_{kl}$ değeri hesaplanmıştır. Bu $pair_{kl}$ değeri hesaplanırken, aynı kolonda yer alan (k, l) ikililerinin, ziyaret edilen düğümdeki DKAP çözümünde aldığı x_r değerleri toplanmaktadır, ve bu toplamın hedef değer olan τ değerinden ne kadar uzak olduğu bulunur; kısaca $pair_{kl}$ şu şekilde ifade edilebilir;

$$pair_{kl} = \left\{ \left| \tau - \sum_{\substack{r \text{ in } R; \\ \omega_{kr}=1, \omega_{lr}=1}} x_r \right| \right\} \quad \forall k, l$$

Dal-fiyat ağacında, dal oluşturulurken en küçük $pair_{kl}$ değerine sahip olan (k, l) ikilisi seçilmektedir. Dal değişkenleri tanımlandıktan sonra, iki çocuk düğüm oluşturularak, sağ düğümde k ve l siparişlerinin aynı araçta veya sol düğümde ise bu ikilinin farklı araçlarda olacağı şekilde KAP ve FP'de gerekli değişiklikler yapılmaktadır. KAP'de, sağ düğümde, (k, l) ikilisinin ayrı olduğu kolonlar

silinerek, problemde temel bir deęişikliğe gerek kalmadan bu kolonların seçilmesi engellenmiştir. Sol düğümde ise, benzer şekilde (k, l) ikilisinin beraber olduğu kolonlar silinmiştir. FP’inde ise, sağ düğümde, (k, l) ikilisinin beraber olmasını sağlayacak şekilde kısıt (3.38); sol düğümde, (k, l) ikilisinin beraber olmasını engeleyecek şekilde kısıt (3.39) eklenmiştir, öyle ki;

$$x_k - x_l = 0 \quad (3.38)$$

$$x_k + x_l \leq 1 \quad (3.39)$$

Dal-fiyat ağacı şeması oluşturulduktan sonra, dal-fiyat algoritması için belirlenmesi gereken üç konu vardır; (i) τ değeri (ii) düğüm seçimi ve (iii) arama stratejisi. Bu üç konu, algoritmanın geçeceği düğüm sayısı, ve dolayısıyla çözüm süresini etkileyeceği için küçük örneklerde bir deney yapılmıştır. Arama stratejisi olarak, derinlik öncelikli arama (depth-first search) daha kısa sürede olurlu çözüme ulaşmaktadır (Fayed ve Atiya, 2013). Derinlik öncelikli arama yaklaşımı hem KAP için kolon yönetimini hem de FP için kısıt yönetimini etkin biçimde yapmaya olanak sağlamaktadır. Bu sayede bir düğümden ya bir seviye aşağıya ya da bir seviyeye yukarı hareket edilmektedir. Örneğin bir düğümden ayrılırken (bir seviye yukarı çıkarken) sadece bu düğüm sebebi ile silinen kolonlar KAP’a tekrar eklenmekte ve FP’de bu düğüme karşılık gelen kısıt silinmektedir. Genişlik öncelikli arama (breadth-first search) ise her düğüm ile ilgili bilgileri hafızada tutmak için ayrı bir yapı kullanmayı, KAP’a kolon ekleme-silme ve FP’ye kısıt ekleme-silme işlemlerini çok defa yapmayı gerektirecektir. Bu sebeplerin tamamı göz önüne alınarak derinlik öncelikli arama yöntemi tercih edilmiştir.

Diğer iki karar olan düğüm seçimi ve τ değeri kararları beraber ele alınmıştır. Düğüm seçiminde ise, önce sağ-sonra sol düğümde gezme ve önce sol-sonra sağ düğümde gezme olmak üzere iki alternatif bulunmaktadır. Örnekler üzerinde, iki arama alternatifi farklı τ değerleri için denenmiştir. Sonuç olarak, önce sağ-sonra sol arama alternatifi ve $\tau = 0,7$ değeriyle arama yapıldığında, algoritmanın daha az düğüm gezerek ve daha az sayıda kolon oluşturarak çözüm bulunduğu görülmüştür. Belirlenen τ değerinin 1’e yakın olması durumunda seçilen ikilinin optimal sonuçta aynı araçta olması konusunda ümit verici bir ipucudur. Aynı zamanda, önce sağ-sonra sol arama yaparak bu ikilinin aynı araçta olması gerekliliği sağlanmıştır. Bu bakımdan, büyük τ değeri ile birlikte önce sağ-sonra sol arama yapılması anlamlıdır.

Algoritma doğal olarak oluşturulan tüm düğümleri ziyaret etmesi sonrasında durur. Ayrıca algoritmayı durdurma kuralları olarak belirli bir süre sonra durma, belirli bir kolon veya düğüm sayısına ulaşıncaya durma, alt ve üst sınırlar arasındaki fark mutlak değer veya yüzde olarak belirli bir değerin altına düşünce durma gibi alternatifler mümkündür. Proje kapsamında kullanılan 1 saat süre sınırı bu algoritma için de tanımlanmıştır. Algoritma süre sınırı ile durması halinde bulunan en iyi tamsayılı sonucu raporlamaktadır.

3.5 Sayısal Deneyler

Projenin bu iş paketinde rotaların sabit olmadığı ve varış noktasına olan mesafenin bilindiği varsayımından yola çıkarak, uzaklık tabanlı bir maliyet yapısı benimsenmiştir. Bu bakımdan, araç maliyetini belirleyen 4 maliyet odağı bulunmaktadır ve bunlar; (i) aracın içindeki en uzak teslimat noktası ile birim kilometre maliyetinin çarpımıyla hesaplanan seyahat maliyeti, (ii) aracı işletmenin sabit maliyeti (örn: şoför ödemeleri, RoRo geçiş ücretler, vb.), (iii) ek durak maliyeti ve (iv) aktarma terminali maliyetleridir. Birinci iş paketi ile benzer maliyetler elde edilmesi açısından, rassal olarak araç planlamaları oluşturulmuş ve bu araçların maliyetleri yıllık sözleşmeler kapsamında hesaplanmıştır. Oluşturulan araçtaki en uzak mesafe ve ek durak sayıları bağımsız değişkenler olmak üzere maliyet üzerindeki etkileri regresyon analizi ile ortaya konulmuştur. Analiz sonucunda, her ek durak ve katedilen birim kilometrenin maliyeti ortaya konulmuştur ($R^2 = 0.9$). Aktarma terminali varsayımlarının aynı olması sebebiyle aktarma maliyetleri değişiklik yapılmamıştır.

Çözüm yöntemi ile önerilen AP matematiksel modeli ve Dal-Sınır Algoritması C programlama dili kullanılarak ve CPLEX Callable Library kullanılarak kodlanmıştır. Tüm deneyler, birinci iş paketinde oluşturulan rassal örneklem üzerinde Intel Core i7 7500U - 2.7 GHz ve 8GB RAM özelliklerine sahip bilgisayar ile test edilmiştir. Her iki çözüm yöntemi için 3600 saniye süre sınırı getirilmiştir.

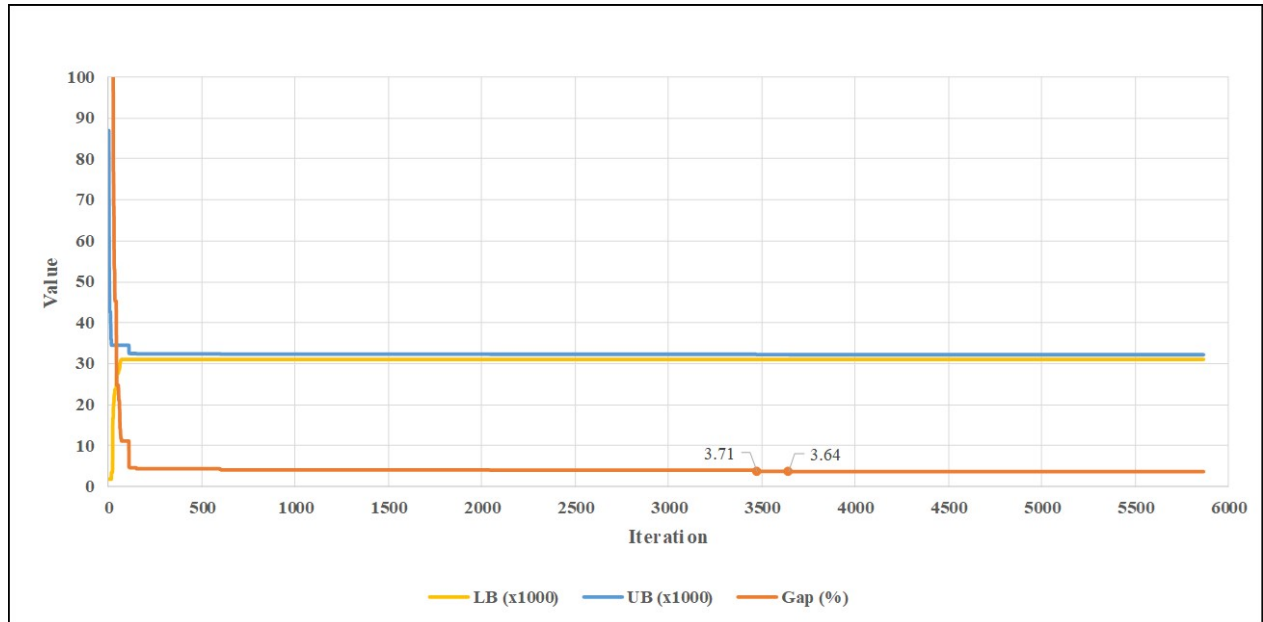
Öncül deney olarak, dal-sınır algoritmasını hızlandırmak adına, kök düğüm sonunda DKAP o ana kadar bulunan kolonlar ile tamsayılı programlama olarak çözülmüştür. Bu kapsamda, $I = \{20, 30\}$ olduğu 120 örnek üzerinde, tamsayılı programlama çözümlerinin algoritma performansı üzerine etkisi raporlanmıştır. Kök düğüm sonunda tam sayılı programlama ile DKAP çözen algoritma, Tam Sayılı Dal-Fiyat Algoritması (DFA-TP), normal algoritma DFA olarak isimlendirilmiştir. Tablo 3.1 deneylerde algoritmaların çeşitli aşamalarda süre ve çözüm kalitesini raporlamıştır. DFA-TP'nin çözüm

kalitesi ve çözüm süresi DFA'tan anlamlı olarak daha iyidir ($P=0.03$). Ayrıca DFA-TP, DFA'a göre anlamlı olarak daha az sayıda kolon türetmektedir ($p=0.03$), ancak ziyaret edilen düğüm sayılarında anlamlı bir fark yoktur ($P=0.17$).

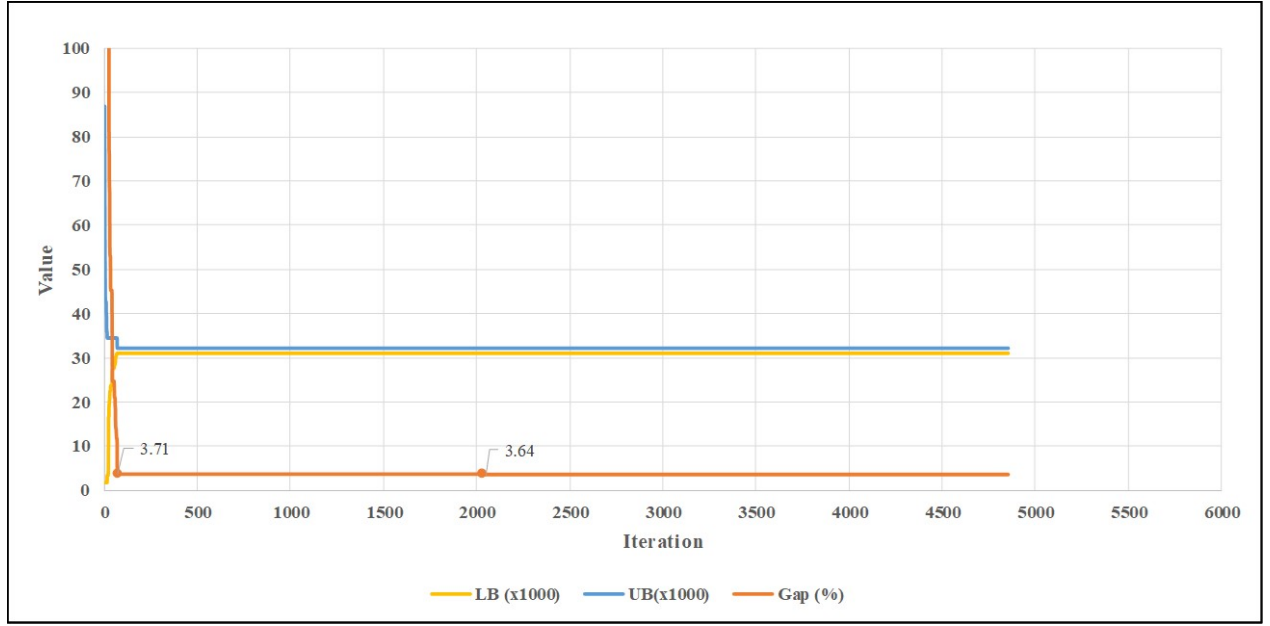
Tablo 3.1. Tamsayı Programlamanın Çözüm Performansına Etkisi

I	E	Kök Düğüm		Toplam		# Kolon		# Düğüm	
		Sonunda Fark (%)		Süre					
		DFA	DFA-TP	DFA	DFA-TP	DFA	DFA-TP	DFA	DFA-TP
20	0	11.9	0.2	1.6	2.0	42.1	42.1	8.3	8.2
	1	11.8	0.5	10.6	11.2	144.0	137.3	123.6	110.8
30	0	15.8	0.5	22.0	20.6	79.3	79.0	90.9	84.7
	1	28.5	1.9	1008.7	958.0	889.1	860.0	6898.8	6740.1
Ortalama		17.0	0.8	260.7	247.9	288.6	279.6	1780.4	1735.9

DFA-TP yakınsama eğrisi ile DFA mukayese edildiğinde ise (Şekil 3.2 ve 3.3), her iki algoritma için yakınsama eğrilerinin benzer olduğu ve kısa süre içinde optimal yakını çözümlere eriştikleri görülmüştür. Yine de, DFA-TP'nin 70.iterasyonda %3.71lik bir fark elde ettiği, normal DFA'ın ise bu farka ancak 3471.iterasyonda eriştiği ve DFA-TP'ye göre çok daha fazla iterasyon boyunca koştuğu gözlemlenmiştir.



Şekil 3.2. DFA Yakınsama Eğrisi

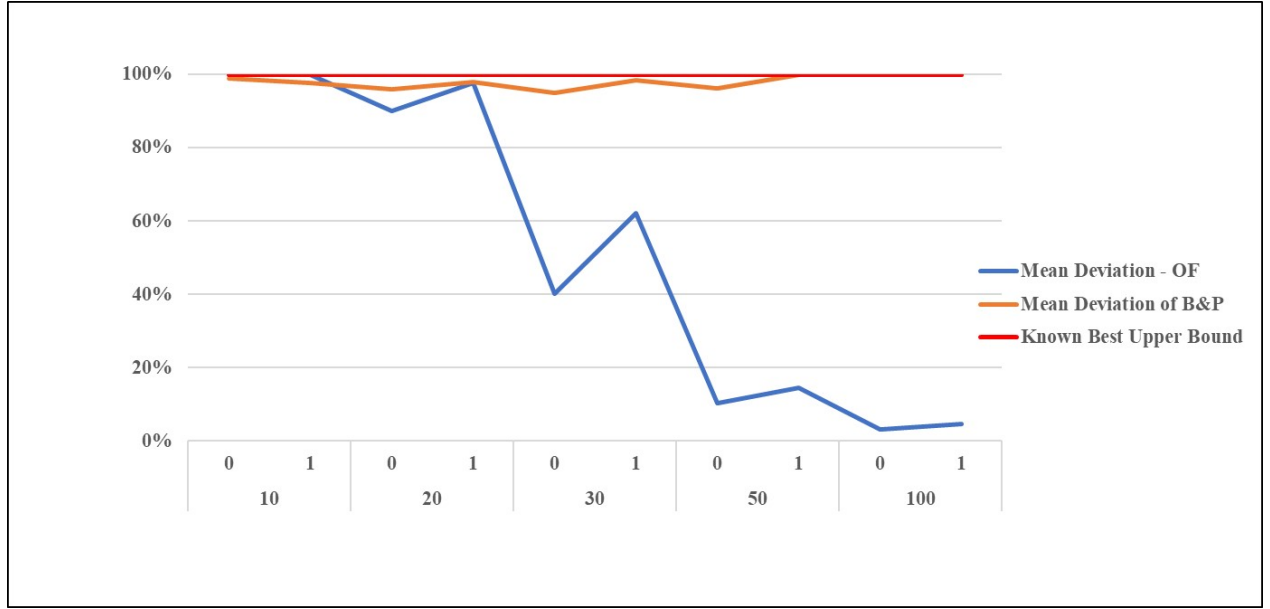


Şekil 3.3. DFA-TP Yakınsama Eğrisi

Öncül deneyler ile dal-sınır algoritması içinde problemi tanımlanmış zamanlarda tamsayılı programlama çözüm performansını iyiye götüreceği görülmüştür. Ancak örnekteki yük adedinin arttığı durumlarda türetilen kolon sayılarının, yani DFA'taki karar değişkeni sayısının hızlıca artması tamsayılı programlamanın çözüm süresini artıracaktır. Bu sebeple, DFA-TP içinde tamsayılı programlama için 180 saniye süre sınırı konulmuştur. Ayrıca DFA-TP sadece kök düğüm sonunda ve dal-sınır algoritmasının durmasına müteakip çözülmüştür. Raporun devamında, performans açısından daha iyi olan DFA-TP sonuçları, ana problem (AP) ile mukayese edilecek ve deneyler sonucunda elde edilen çeşitli bulgular raporlanacaktır. Raporun devamında, Dal-Fiyat Algoritması tanımında DFA-TP yerine DFA kullanılacaktır.

3.5.1 Ana Problem ve Dal-Fiyat Algoritması Performansları

Bu kısımda öncelikle AP ve DFA ile elde edilen alt sınır değerleri karşılaştırılmıştır. Cplex tarafından bulunan alt sınır değeri, AP'in alt sınır değeri olarak alınmıştır. DFA için ise, KAP'in doğrusal gevşetme ile bulunan değer alınmıştır. Her iki çözüm yöntemi ile bulunan altsınır değerinin, bilinen en yüksek alt sınır değerinden sapması raporlanmıştır (Şekil 3.4). Bu şekilde DKAP ile daha sıkı alt sınır değerlerine erişildiği tespit edilmiştir.



Şekil 3.4. Alt Sınırların Ortalama Sapma Değerleri

Şekil 3.4'te de görüldüğü üzere, büyük ölçekli problemler için AP ile bulunan alt sınır değerlerinin oldukça düşüktür. Bu sebeple, AP için alt sınır ve süre sınırı sonunda elde edilen en iyi sonuç arasındaki fark oldukça büyük ve anlamsızdır. Dolayısıyla, Tablo 3.2'de sadece küçük örnekler ($I = \{10, 20\}$) üzerinde AP ve DFA ile yapılan deneylerin sonuçları, süre ve çözüm kalitesi açısından raporlanmıştır. AP'in yük sayısının 20 olduğu örneklerde süre sınırına takıldığı ve incelenen örneklerin %73'ünde optimal çözümü elde edebildiği görülmüştür. DFA ise tüm örneklerde süre sınırına takılmadan optimal değeri elde etmiştir. Süre performansı açısından incelendiğinde ise, AP'in incelenen tüm örnekler için ortalama çözüm süresi 1142 saniye iken, optimal çözümü elde ettiği örnekler için ortalama çözüm süresi 248 saniyedir. DFA ise 22 saniyede optimal çözümü elde etmektedir. Bu bakımdan DFA, hem çözüm kalitesi, hem de çözüm süresi açısından AP'den çok daha iyi performans göstermektedir.

3.5.2 Dal-Fiyat Algoritması Deney Sonuçları

Bu bölümde DFA ile yapılan deneyler 4 farklı açıdan incelenecektir; çözüm kalitesi, çözüm süresi, eklenen kolon sayısı ve ziyaret edilen düğüm sayısı.

- Çözüm Kalitesi

Tablo 3.2. Ana Problem ve Dal-Fiyat Algoritması Performansları

I	B	#	AP				DFA			
			# opt	Gap (%)	Ave CPU	Max CPU	# opt	Gap (%)	Ave CPU	Max CPU
10	0	30	30	0.00	2.18	5.43	30	0.00	0.13	0.26
	1	30	30	0.00	2.36	4.79	30	0.00	0.46	3.13
20	0	30	8	12.16	2810.37	3604.68	30	0.00	2.02	11.40
	1	30	20	2.45	1751.94	3604.69	30	0.00	11.19	72.66
Ortalama		120	88	3.65	1141.71	3604.69	120	0.00	3.45	21.86

Tablo 3.3 DFA'nın çözüm kalitesi performansının, farklı seviyelerdeki örnekler için optimal çözümü bulduğu örneklerin sayısı, kök düğüm sonrası ve algoritma sonu tam sayılı DFA'nın elde ettiği üst sınır değerleri ve alt sınır değeri arasındaki fark raporlanmıştır. Temel bulgular aşağıdaki gibi özetlenmiştir;

- Dal-Fiyat algoritması çözülen örneklerin %67'sinde (201/300) en iyi çözümü bulmuştur. Bu örneklerin % 21'i (64/300) kök düğümde optimal çözülmüştür.
- Kök düğümde bulunan en iyi sonuç ile alt sınır arasındaki ortalama fark %28'dir.
- Kök düğümde en iyi çözümün bulunamadığı örnekler, kök düğüm sonunda bulunan kolonlar ile karışık tam sayılı programlama olarak çözüldüğünde, fark %1,8'e düşmektedir ve optimal çözülen örneklerin oranı % 31'e (93/300) çıkmaktadır.
- Algoritma sonlandığında ortalama fark %1,4'e düşmektedir. Yani, kök düğüm sonrası, dal-fiyat ağacı içinde yapılan iyileştirme oranı %0,4 olarak raporlanmıştır. Bu bakımdan, dal-fiyat ağacında yapılan iyileştirmenin oranı beklenenden azdır.
- Algoritma sonunda raporlanan alt sınır-üst sınır arası fark, problem türlerine göre farklılık göstermektedir. Örnekteki yük sayısı arttıkça, optimal çözülen örnek sayısı azalmakta ve raporlanan fark artmaktadır. Örneğin, kök düğümde, küçük örnekler için bu fark %8 iken, büyük örneklerde %41,5'dir.
- Yüklerin çıkış günü esnekliğinin fark üzerinde anlamlı bir etkisi bulunmamaktadır. Ancak, büyük örneklerde ($I = \{50, 100\}$), çıkış günü esnekliği olmayan yükler için raporlanan fark, bekleme esnekliğine sahip olan yüklerden anlamlı şekilde farklı ve yüksektir.

Tablo 3.3. Dal-Fiyat Algoritması Çözüm Kalitesi Performansı

I	E	Tam-Sayıli		Kök Dügüm Sonu Kök Dügüm		Dal-Fiyat		Dal-Fiyat Sonu Tam Sayılı	
		# opt	Gap (%)	# opt	Gap (%)	# opt	Gap (%)	# opt	Gap (%)
10	0	23	1.5	29	0.0	30	0.0	30	0.0
	1	18	7.1	24	0.4	30	0.0	30	0.0
20	0	8	11.9	18	0.2	30	0.0	30	0.0
	1	9	11.8	13	0.5	30	0.0	30	0.0
30	0	2	15.8	5	0.5	30	0.0	30	0.0
	1	3	28.5	3	1.9	24	1.0	24	1.0
50	0	0	28.8	0	2.7	22	2.3	22	2.2
	1	1	48.4	1	2.4	5	2.0	5	1.8
100	0	0	51.5	0	7.4	0	7.0	0	6.7
	1	0	75.8	0	1.9	0	1.7	0	1.2
Ortalama		64	28.1	93	1.8	201	1.4	201	1.3

- Çözüm Süresi

Tablo 3.4 DFA'nın çözüm süresi açısından performansını raporlamaktadır, ve elde edilen bulgular aşağıdaki gibi raporlanmıştır;

- Ortalama çözüm süresi tüm örnekler için 1261 saniye iken, en iyi çözümün bulunduğu örnekler için 109 saniye olarak raporlanmıştır.
- Örneklerin %52'sinde (152/300) en iyi çözüm 60 saniye içinde bulunmuştur.
- Örnekteki yük sayısı arttıkça çözüm süresi artmaktadır. Örneğin, 10 yük bulunan örneklerde ortalama çözüm süresi 0,3 iken, bu süre 20 yük olan örneklerde 6,6 saniyeye çıkmaktadır.
- Yüklerin çıkış günü esnekliği olması durumunda ortalama çözüm süresi artmaktadır. Öyle ki, yüklerin hazır olduğu gün çıkması gereken örneklerde çözüm süresi 998 saniye iken, yüklerin çıkış günü için beklemesi durumunda 1524 saniye olmaktadır.

Tablo 3.4. Dal-Fiyat Algoritması Çözüm Süresi Performansı

I	E	Kök Düğüm		DFA	
		Ave CPU	Max CPU	Ave CPU	Max CPU
10	0	0.1	0.2	0.1	0.3
	1	0.2	0.4	0.5	3.1
20	0	1.0	1.9	2.0	11.4
	1	1.7	3.1	11.2	72.7
30	0	4.3	6.8	20.6	87.2
	1	7.5	12.3	958.0	3600.2
50	0	26.1	42.1	1370.5	3600.4
	1	57.1	87.9	3049.7	3600.9
100	0	397.9	617.1	3600.8	3602.0
	1	959.4	1377.9	3602.9	3617.1
Ortalama		145.5	1377.9	1261.6	3617.1

- Eklenen Kolon Sayısı

Tablo 3.5 çözüm süresi ile birlikte DFA tarafından eklenen kolon sayısını raporlamaktadır. Tabloda ilk kısım kök düğüm sonunda, ikinci kısım ise dal-fiyat ağacı sırasında eklenen kolon sayısını göstermektedir. Üçüncü kısımda ise algoritma süresince eklenen toplam kolon sayısını belirtmektedir. Temel bulgular ise aşağıdaki gibi özetlenmiştir;

- Algoritma süresince eklenen ortalama kolon sayısı 489 iken, maksimum kolon sayısının 5513 olduğu gözlemlenmiştir.
- Eklenen kolon sayısı, problemin özelliklerine göre değişiklik göstermektedir. Öyle ki, örnekteki yük sayısı arttıkça eklenen kolon sayısı da artmaktadır. Örneğin, $I = 10$ olan örneklerde kolon sayısı 2 iken, $I = 20$ için 4, $I = 30$ için 16 kolon eklenmektedir.
- Yüklerin çıkış günü esnekliği olması durumunda, eklenen kolon sayısı da artmaktadır. $E = 1$ olan örnekler için kolon sayısı 16 iken $E = 0$ için bu sayının 4 olduğu görülmüştür.
- Bulunan kolonların büyük bölümünün, kök düğüm sonrasında eklendiği (%72) görülmüştür. Kök düğüm sonrasında, algoritmanın ortalama %0,4 iyileştirme yaptığı düşünüldüğünde, al-

goritmanın dal-fiyat ağacı gezerken eklediği kolonların büyük kısmının gerekli olmadığı düşünölmektedir.

- Benzer şekilde, algoritmanın toplam çözüm süresinin büyük kısmının (%72) kök düğüm sonrasında eklenen kolonlar için harcandığı görölmüştür.

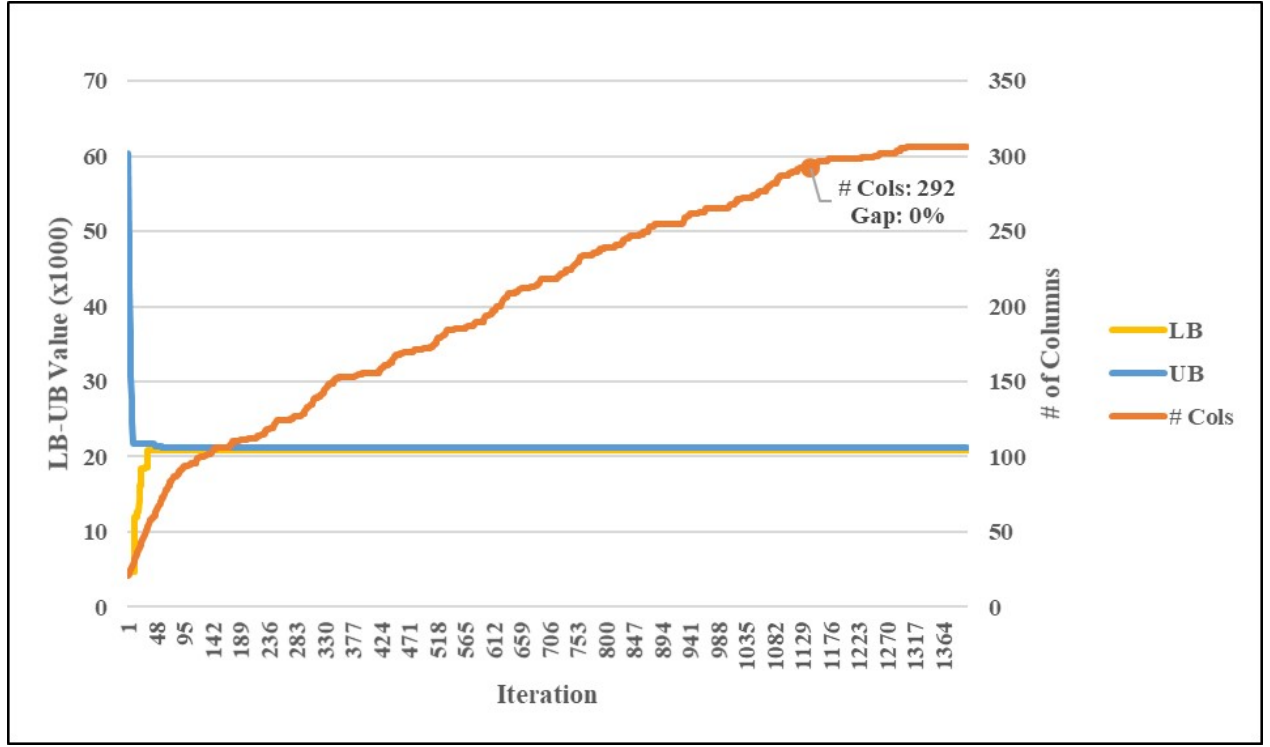
Tablo 3.5. Eklenen Kolon Sayısı

I	E	Kök Düğüm		Kök Düğüm Sonrası		Toplam	
		CPU	# Kolon	CPU	# Kolon	CPU	# Kolon
10	0	0.11	13.8	0.02	0.1	0.13	13.9
	1	0.21	19.6	0.25	5.3	0.46	24.9
20	0	0.96	35.8	1.06	6.3	2.02	42.1
	1	1.74	54.7	9.45	82.7	11.19	137.3
30	0	4.29	59.6	16.29	19.4	20.58	79.0
	1	7.46	93.7	950.54	766.3	957.99	860.0
50	0	26.13	122.2	1668.32	220.5	1694.45	342.7
	1	57.14	192.4	2992.56	1406.8	3049.70	1599.2
100	0	397.88	302.5	3202.92	257.5	3600.80	560.0
	1	959.43	452.4	2643.42	781.0	3602.85	1233.4
Ortalama		145.53	134.7	1148.48	354.6	1294.02	489.3

Yukarıdaki bulgulara ek olarak, şekil 3.5 ile bir örnek için yakınsama eğrisi, eklenen kolon sayısı ile birlikte gösterilmiştir. Buradan da anlaşılacağı üzere algoritma iterasyonların erken aşamalarında en iyi çözüme oldukça yakın bir çözüm elde ettiği, ancak optimal çözümü bulmak adına kolon eklemeye devam ettiği görölmüştür.

- Ziyaret Edilen Düğüm Sayısı

Tablo 3.6 kök düğüm sonunda optimal çözümün elde edilemediği örneklerin sayısı ile birlikte ziyaret edilen düğüm sayısını göstermektedir. Kök düğümde optimal çözülen örnekler, dal-fiyat ağacına girmeyeceği için bu örnekler raporlamadan çıkartılmıştır. 207 örnek için ortalama ziyaret edilen düğüm sayısı 2571 iken, en fazla 34810 düğüm gezilmiştir. Örnekte bulunan yük sayısı arttıkça gezilen düğüm sayısı hızla artmaktadır.



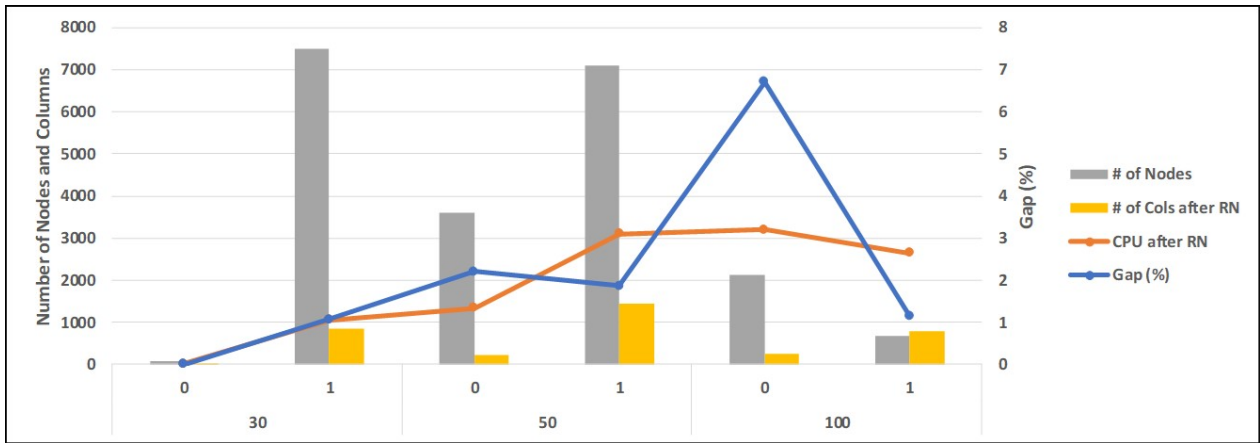
Şekil 3.5. DF Algoritmasının Bir Örnek İçin Yakınsama Eğrisi

Tablo 3.6. Ziyaret Edilen Düğüm Sayısı

I	B	# of opt	# Düğüm	
			Ave	Max
10	0	1	2.3	4
	1	6	18.2	84
20	0	12	11.2	62
	1	17	158.3	1118
30	0	25	90.6	422
	1	27	7489.0	34810
50	0	30	3617.7	11360
	1	29	7108.3	11246
100	0	30	2113.3	3310
	1	30	676.3	1952
Ortalama		207	2571.6	34810

Şekil 3.6 DFA'nın çözüm performansını, eklenen kolon ve ziyaret edilen düğüm sayılarının ortala-

malarını farklı özellikteki problemler için göstermektedir. Şekilde de görüleceği üzere kök düğüme kadar geçen süre yük sayısı ile paralel olarak artmaktadır ve bu durum özellikle süre sınırı içerisinde optimal çözilemeyen örneklerde dal-fiyat ağacı için ayrılan sürenin azalmasına yol açmaktadır. Böylece, kök düğüm sonrasına kalan süre ziyaret edilen düğüm ve eklenen kolon sayısını negatif etkilemekte, ve özellikle büyük ölçekli örnekler için çözüm kalitesini etkilemektedir. Örneğin, $I = 100$ ve $E = 0$ olan örnekler için algoritma, $E = 1$ olan örneklerle göre daha çok düğüm ziyaret ederek daha az kolon üretmektedir. Bu sebeple $E = 1$ olan örnekler için çözüm kalitesi, $E = 0$ olan örneklerden daha iyidir.



Şekil 3.6. Hesaplama Performansı ile Düğüm ve Kolon Sayısı Karşılaştırması

3.6 Sonuçlar

Bu iş paketi ile, SCDP-1 probleminden farklı olarak, rota kümesinde yer almayan yeni rotalar elde etmek için yeni problem yeniden tanımlanmış (SCDP-2), matematiksel model geliştirilmiş ve kesin çözüm yöntemi önerilmiştir. Bu bağlamda, problem Dantzig-Wolfe yaklaşımı ile ayrıştırılmış, ana problem ve fiyatlandırma problemi tanımlanmıştır. Ayrıştırılan problem temel alınarak, fiyatlandırma probleminin her iterasyonda yeni kolon türetmesini mümkün kılan bir dal-fiyat algoritması (DFA) önerilmiştir.

Önerilen algoritma, bir önceki iş paketinde kullanılan rassal örnek seti üzerinde test edilmiş ve yapılan testlerde kısa zaman içinde iyi çözümler ürettiği görülmüştür. Ayrıştırılmamış ana problemin performansı ele alındığında, DFA hem çözüm süresi hem de çözüm kalitesi açısından AP'den üs-

tündür. Ayrıca, DFA daha sıkı alt sınır değerleri elde etmektedir. Yine de büyük örnekler için daha iyi alt-sınır değerlerinin bulunması mümkündür. Bu değerleri, önerilen algortimadaki derinlik öncelikli arama stratejisini, yatay öncelikli arama stratejisi ile değiştirerek elde etmek mümkündür. Derinlik öncelikli arama stratejisinin avantajı uzak düğümlere hızlıca ulaşarak kaliteli üst sınır değerlerini elde edilmesidir. Öte yandan, dikey öncelikli arama stratejisi ile optimal çözüm bulunmadan önce çok sayıda düğümün gezilmesi gerektirmesi mümkündür. Yatay öncelikli arama stratejisi ise daha fazla fayda sağlayan düğümleri daha erken ziyaret ederek alt sınır değerlerini sürekli güncellemekte ve daha iyi alt sınır değerleri elde etmektedir. Literatürde iki arama stratejisinin bir arada kullanıldığı melez stratejiler de Fayed ve Atiya (2013) görülmektedir. İleriki çalışmalarda, kısa sürede daha iyi alt sınır değerlerinin elde edilmesi amacıyla bu tarz yaklaşımlar izlenebilir.

Alt-sınır değerlerinin iyileştirilmesinin yanı sıra, ziyaret edilen düğüm sayısını da azaltmak mümkündür. Örnekteki yük sayısı arttıkça ziyaret edilen düğüm sayısı dikkate değer bir biçimde artmaktadır. Bu anlamda, arama stratejisinin değişmesi düğüm sayısının da azalmasını sağlayabilir. Ayrıca, farklı dal oluşturma ve düğüm seçme stratejileri uygulayarak düğüm sayısını da azaltmak mümkündür.

Son olarak, deneyler ile görülmüştür ki, örnek büyüklüğü arttıkça fiyatlandırma probleminin optimal çözümü için gerekli süre giderek artmaktadır. Bu sebeple, fiyatlandırma problemi için en iyi çözümden ödün verilerek, kısa sürede kaliteli çözümler üreten hızlı ve aç gözlü sezgisel bir yöntem ile yeni kolonlar türetmek mümkündür.

4. İş Paketi-3 Kapsamında Yapılan Çalışmalar: Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlama Problemi ile Etkileşimli Çalışan Kutu Paketleme Problemi

4.1 Giriş

Projenin birinci problemindeki yükler farklı uzunluk, genişlik ve yüksekliğe sahip kutulardan ve paletlerden oluşmaktadır ve yükleme planlaması yapılırken, yüklerin toplam hacminin aracın hacminden küçük veya aracın hacmine eşit olması gerekliliği dikkate alınmaktadır. Ne var ki bu yaklaşım ilk problem sonucunda elde edilen yükleme planının yüklerin araca yerleştirilmesi açısından olumsuz olmasına sebep olabilir. Çünkü toplam hacmi araç kapasitesinden küçük olan kutular bir aracın içerisine yerleştirilemeyebilir. Bu sorun, ilk problem çözülürken araç kapasitesinin gerçekte olduğundan daha küçük kabul edilerek aşılmaya çalışılabilir. Araç kapasitesi gerçekte olduğundan ne kadar küçük kabul edilirse ilk problemde elde edilen sonucun araç yükleme açısından olumlu olma ihtimali artacaktır. Bunun yanında araç kapasitesini olduğundan küçük kabul etmek verimsiz yükleme planları yapılmasına da sebep olabilecektir. İlk problem sonucunun yüklerin araca yerleştirilmesi açısından olumsuz ya da verimsiz olması kesinlikle istenmeyen durumlardır. Bu sebeple projenin üçüncü kısmında yükleme planını yaparken yüklerin araca yerleştirilmesini de dikkate alan bir yaklaşım gösterilecektir. Yüklerin araca yerleştirilmesi problemi literatürde birçok varyantı olan ve oldukça fazla çalışılmış üç boyutlu kutu paketleme problemidir (3B-KPP).

Literatürde 3B-KPP'nin pek çok varyantı tanımlanmıştır. Bu varyantlar gerçek hayatta karşılaşılan farklı durumların dikkate alınması doğrultusunda oluşturulmuştur. İlk tanımlanan modellerde kutular konteynerin içerisinde havada asılı durabilmektedir. Bu durum aradaki boşlukların branda ile kapatılması ve kutuların dengede durmasının sağlanması şeklinde açıklanmıştır. Bu yaklaşımın gerçek hayatta uygulanması zordur. Dolayısıyla kutuların birbirlerinin üstünde dengede duracak şekilde yerleştirilmeleri kısıtı getirilmiştir. Probleme getirilen kısıtlar şöyledir: ağırlık limitleri ve ağırlık dağılımı, yükleme sıraları, oryantasyon kısıtları, istifleme kısıtları.

Projede 3B-KPP probleminin rolü birinci problemde üretilen bir araca ait sevkiyattaki kutuların araca sığıp sığmayacağını belirlemesidir. Dolayısıyla burada ele alınacak 3B-KPP probleminde sadece tek araç bulunacaktır. Her ne kadar tek araç için bile problem çok büyük ve zor olabilse de yukarıda bahsedilen tüm kısıtların var olduğu durumda çalışılacaktır. Literatürde bu tek araç içeren 3B-KPP Konteyner Yükleme Problemi (KYP) olarak isimlendirilmektedir.

Projenin bu iş paketinde öncelikle gerçek hayat kısıtlarına ve 3B-KPP'ye dair literatür incelenmiş, probleme dair matematiksel model önerilecek, ve KYP için geliştirilen sezgisel yöntem açıklanmıştır. Yapılan deneylerde öncelikle, önerilen sezgiselin çözüm kalitesi ve süre performansı literatür ile karşılaştırılmıştır. Ayrıca bu kısımda, KYP sezgiselinin birinci ve ikinci iş paketlerinde önerilen çözüm yöntemlerine entegrasyonu açıklanmış ve her iki KYP etkileşimli çözüm yöntemi üzerinde uygulanan test sonuçları raporlanmıştır.

4.2 Yazın Taraması

Bu iş paketine ait yazın taraması iki kısımda ele alınmıştır. İlk kısımda, gerçek hayatta planlama yapılırken göz önüne alınan kısıtların 3B-KPP için literatüründe ne şekilde incelendiği ortaya konulmuştur. İkinci kısımda ise, 3B-KPP'ne dair sezgisel yöntemler incelenmiştir.

4.2.1 3B-KPP kısıtları

Bu bölümde 3B-KPP'nin kısıtlarının literatürde nasıl ele alındığı tartışılmış ve bu iş paketinde kısıtların ne şekilde işleneceği belirlenmiştir.

- **Durağanlık kısıtları:** Durağanlık veya dikey yük denge kısıtı, 3B-KPP için yüklerin diğer yükler üzerine veya konteyner zeminine düşüp zarar görmesini engeller. Bu durumda yükler birbirlerini alt ve üst yüzeleriyle (Bischoff ve Ratcliff, 1995b) desteklemelidir. Literatürde yük denge kısıtları yaklaşımının, konteynerin alan kullanımında fayda sağladığı (Bischoff, 1991) görülmüştür ve her bir yük için yükün ağırlık merkezi, onu destekleyen yükün ya da araç zemininin üst yüzeyinde olması üzerine çalışmalar (Lin vd., 2006) yapılmıştır.

Genel olarak yaklaşım bir yükün taban yüzeyinin belirli bir oranının diğer yüklerin üst yüzeylerinin

veya konteynerin tam olarak üstünde olması gerekliliğidir. Durağanlık kısıtının varsayıldığı çalışmaların yaklaşık yarısında bu oran %100 olarak kabul edilmiştir (Bortfeldt ve Wäscher, 2013). Diğer yarısında kutu tipine bağlı oranlara müsaade edilen yaklaşımlar da kullanılmıştır. Biz matematik modelimizi oluştururken kutuların alt kısımlarından tam olarak desteklenmeleri gerektiği varsayımını yaptık. Ne var ki sezgisel yöntem geliştirilirken oluşturulan örnek problemlerde farklı kutular için farklı denge oranları varsayımında çalışacağız.

- **Oryantasyon:** Projedeki üçüncü problemde ele alınacak diğer bir kısıt kutuların oryantasyonudur. Bir kutu konteyner içerisinde konteynerin yüzlerine paralel olarak en fazla altı farklı şekilde konulabilir. Bazı çalışmalarda farklı oryantasyonlara müsaade edilirken bazı çalışmalar tek bir oryantasyon varsayımı altında gerçekleştirilmiştir. Bortfeldt ve Wäscher (2013)'in 3B-KPP literatürü üzerine araştırmasında çeşitli oryantasyon kısıtları altındaki çalışmalar listelenmiştir. Dikey ve yatay yönde tek bir oryantasyon (Martello vd., 2000) imkanı veren çalışmaların yanı sıra, yatay yönde oryantasyonu serbest kılıp dikey yönde sınırlandıran (Hemminki vd., 1998), dikey yönde oryantasyonu serbest kılıp yatay yönde sınırlandıran (Bischoff ve Ratcliff, 1995b) ve oryantasyonu tamamen serbest kılan (Wang vd., 2008) çalışmalar mevcuttur. Ayrıca, kutuları yatay ve dikey yönlerde çeşitli oryantasyonlar için sınırlayan (Liu vd., 2011a) çalışmalar yapılmıştır. Bu çalışmalarda her bir kutunun, altı rotasyon tipinin en çok beşi için yasaklanabilir olduğu görülmüştür ve projenin üçüncü problemi kapsamında bu tip oryantasyon seçimi kullanılacaktır. Bu yaklaşım oryantasyon kısıtlarının en genel halidir; başka bir deyişle diğer tüm oryantasyon kısıtı yaklaşımları bu yaklaşımın özel bir halidir.

- **Yük Dağılımı:** 3B-KPP için projede dikkate alınacak diğer bir kısıt olan ağırlık dağılımı genel olarak ağırlık merkezinin aracın ortasında olması gerekliliği üzerine şekillenmiştir. Toplam yükün ağırlık merkezi, araç tabanının (Davies ve Bischoff, 1999) geometrik orta noktasına yakın olmalıdır. Sezgisel yöntem geliştirilirken bu kısıtı benzer bir şekilde ele alacağız.

- **Yükleme Sıraları:** Projedeki birinci problemde araca yüklenecek kutular gruplar halinde farklı müşterilere aittir ve aynı yere gidecek kutuların yanyana koyulması gerekmektedir. Literatürde bu kısıtı dikkate alan pek çok çalışma mevcuttur ve kısıtın ele alınışı tüm çalışmalarda hemen hemen aynıdır (Bischoff ve Ratcliff, 1995b), (Junqueira vd., 2011), (Ceschia ve Schaerf, 2013). Projedeki problemimize özel bir durum olarak ara depoya bırakılacak tüm farklı müşteri yüklerinin müşteri bazında ayrılmadan gruplanabileceğini varsayacağız. Gerçek hayatta yük tasnifi ara depoda yapı-

labilmektedir. Bu kısıtla ilgili bir diğer husus şu şekildedir: yükler müşteriler için gruplara ayrılırken önce teslim edilecek bir müşterinin yükü sonra teslim edilecek bir müşteri yükünün önüne (araca göre önü, boşaltıma göre arkası) konulamaz ama üstüne konulabilir. Bu yaklaşım tamamen serbest bırakılırsa yatay kesitler halinde yüklenmiş müşteri yük grupları ortaya çıkabilir. Böyle bir durumda yükü indirmek yine oldukça zor olacaktır. Dolayısıyla her bir yük grubu için kutuların daha sonra inecek yüklerin üstüne (aracın ön tarafına doğru) konulduğu durumlarda bir elleçleme mesafesi tanımlanmıştır. Matematik modelimizde biz de bu varsayım (δ_{ik}) altında çalıştık.

- **İstifleme:** 3B-KPP için diğer önemli kısıt istifleme kısıtıdır. Bu kısıt, kutuların birbirleri üzerine konulup konulamayacağını kontrol eder. Bir yükün üzerine, zarar görmemesi için, kaldırabileceği ağırlığın üzerinde yük konulmamalıdır. Literatürde bu kısıt, yüklerin üzerine uygulanacak basıncın sınırlandırılması ile gösterilmiştir (Junqueira vd., 2012). Ayrıca, kutuların birbirleri üzerinde uyguladığı basınç belli miktarda olduğunda (Christensen ve Rousøe, 2009) ancak üst üste konulabileceği garanti edilmiştir.

Bu kısıt için ele alacağımız yaklaşım literatürde ele alınan iki farklı modeli de kapsayacaktır. Birincisi yüklerin üzerine gelecek basıncı kısıtlayan yaklaşımdır. Matematik modelde bu kısıt kutu tipine bağlı olarak σ_i parametresiyle tanımlanmıştır. Bu parametrenin 0 değerini aldığı kutu tipleri için üzerlerine gelebilecek basınç 0 ile sınırlandırılmıştır. Dolayısıyla üzerlerine hiçbir yük konulamaz ve literatürdeki üzerine yük konulamayan kırılğan yükler yaklaşımı da kapsanmış olur.

4.2.2 Sezgisel Yöntem

Bu kısımda ise KYP literatürü, geliştirilen sezgisel yöntem yaklaşımları baz alınarak ortaya koyulacaktır. Literatür taramasında Zhao vd. (2016) çalışmasından faydalanılmıştır. KYP için geliştirilen sezgisel yöntemler yerleştirme ve iyileştirme sezgisel yöntemleri olarak ikiye ayrılmaktadır. Bunlara ek olarak ağaç bazlı sezgisel yöntemlerden araç rotalama problemi ile etkileşimli çalışan sezgisel yöntemlerden bahsedilecektir.

Yerleştirme sezgiselleri temel olarak kutuların sırasıyla nereye konulacağını stabil ya da dinamik bir yaklaşım izleyerek belirleyen sezgisellerdir (Zhao vd., 2016). İyileştirme sezgiselleri de ilk çözümün belirlenmesinde ve hatta başka bir komşuluğa geçerken yüklerin konteynere yerleştirilmesinde yerleştirme sezgiseli kullanırlar. Burada tüm yerleştirme boyunca değişmeyen stabil bir yaklaşım veya

belirli bir deęişkenin (örn. kalan konteyner uzunluęu) deęerine baęlı dinamik bir yaklaşım sergile-
nebilir. Yerleřtirme sezgisellerinin pek çoęu duvar oluřturma veya katman oluřturma yaklařımlarını
güderken, farklı yaklařımlar da mevcuttur.

Duvar oluřturma konteynerin uzunluk yönünde bölümler belirleyip ardışık olarak bu bölümlerin yük-
lenmesine dayanan yaklařımdır. Bu yaklařımın ilk örneklerinden biri George ve Robinson (1980)
çalışmasıdır ve bu çalışma temel alınarak pek çok farklı araştırma yapılmıştır. Bu çalışmada her
duvar oluşumunda (ilk olarak boş konteynerde) bir kutu seçilir ve bu kutu konteynerde kalan boş
alana yerleřtirilir ve bu kutunun uzunluęu yeni oluşun duvarın uzunluęunu belirler. Bu ilk kutu seçi-
lirken en küçük boyutu en büyük olan kutu seçilir. Duvarın devamı için öncelikle ilk seçilen kutu ile
aynı tipteki kutulara ardından duvara sığabilecek en büyük kutulara öncelik verilir.

George ve Robinson (1980) çalışmasını temel alan ilk çalışmalardan biri Bischoff ve Marriott (1990)
çalışmasıdır. Bu çalışmada farklı sıralama kuralları ve doldurma kuralları bulunduran 14 sezgisel
yöntem test edilmiş ve herhangi birinin dięerlerini domine etmedięi görülmüştür. Kutuların yükleme
öncelięini belirleyen sıralama ölçütleri arasında en küçük kenar boyutuna göre büyükten küçüęe,
aynı tipte kalan toplam kutu sayısına göre büyükten küçüęe, kutu hacmine göre büyükten küçüęe
ve bunların tersleri vardır.

George ve Robinson (1980) çalışmasındaki yaklařıma küçük deęişiklikler getiren ve farklı sıralama
ölçütleri kullanan çalışmalara başka örnekler de verilebilir (Bischoff ve Ratcliff, 1995a; Gehring vd.,
1990).

Katman oluřturma yaklařımlarının duvar oluřturma yaklařımından farkı katmanları konteynerin
uzunluęu yönünde deęil yükseklięi yönünde sırayla oluřturmalarıdır. Bu yaklaşım görece daha az
çalışmada sergilenmiştir. Bu yaklaşım ile ilgili temel bir sorun yükün araç içinde dengede dur-
ması açısından daha olumsuz sonuçlar üretmesidir. Bu yaklařımı izleyen çalışmalara Loh ve Nee
(1992),Lodi vd. (2002) ve Ratcliff ve Bischoff (1998) verilebilir.

İyileřtirme sezgiselleri genel olarak hızlı çalışan bir yerleřtirme sezgiseli ile elde edilen ilk sonucu
iyileřtirmeye dayanan sezgisel yaklařımlardır. İyileřtirme aşamasında açęözlü, tabu arama ve ge-
netik algoritmaları kullanan çalışmaları mevcuttur.

Moura ve Oliveira (2005) çalışmasında George ve Robinson (1980) yaklařımının geliştirilmiş bir

hali ile elde edilen ilk sonuç açgözlü, rassal ve adaptif arama prosedürü (GRASP) ile iyileştirilmiştir. Sonuçlar karşılaştırılan çalışmaların pek çoğundan iyi olmakla birlikte hiçbiri tarafından domine edilmemiştir. Parreño vd. (2008) çalışmasında yine GRASP yaklaşımı kullanılarak yüklerin dengede durma kısıtında yapılan feragat sonucunda daha da iyi sonuçlar elde edilmiştir.

İyileştirme sezgiseli olarak genetik algoritma kullanan çalışmalara Hemminki (1994), Gehring ve Bortfeldt (1997) ve Wu vd. (2010); tabu arama algoritma kullanan çalışmalara da Bortfeldt vd. (2003), Bortfeldt ve Gehring (1998) ve Liu vd. (2011b) gösterilebilir.

Literatürde ağaç tabanlı bir algoritmayı çoğunlukla duvar oluşturma yaklaşımıyla harmanlayan çalışmalar da mevcuttur. Pisinger (2002) bir ağacın dallarını duvarların uzunluklarının ve genişliklerinin farklı değerleri için kullanarak son aşamada kalan tek boyut için de sırt çantası problemini çözen hızlı bilinen bir algoritmanın yardımıyla KYP'ye çözüm üretmektedir. Christensen ve Rousøe (2009) ise duvar uzunluğu için benzer bir ağaç yaklaşımı kullanırken, duvar içindeki yerleştirmeyi açgözlü bir algoritma ile gerçekleştirmiştir. Bu çalışmada projede ele alacağımız probleme benzer şekilde yükleme sıraları kısıtları vardır.

Literatürde KYP'nin araç rotalama problemi ile etkileşimli çalıştığı çalışmalar da mevcuttur. Bu çalışmalardaki sezgiseller de araç rotalama sezgiseli ile etkileşimli çalışacağı için sezgisellerin hızlı olmasına önem verilmiştir.

Tarantilis vd. (2009) çalışmasında araç rotalama problemi sezgisel yönteminden gelen her bir rota için olurluluk araştırması yapan bir KYP sezgisel yöntemi geliştirilmiştir. KYP sezgisel yöntemi farklı sıralama ölçütleri içeren bir sezgisel yöntem setinden oluşmakta ve bu yöntemlerin hiçbirinde olurlu bir sonuç bulunamaması halinde araç rotalama sezgisel yöntemine olursuz yanıt göndermektedir.

KYP'nin araç rotalama problemi ile etkileşimli çalıştığı çalışmalara örnek olarak Fuellerer vd. (2010), Gendreau vd. (2006b) ve Moura ve Oliveira (2009) verilebilir.

4.3 3B-KPP Tamsayı Programlama Modeli

Bu noktada 3B-KPP tamsayı programlama modeli sunulacaktır. Model 3B-KPP'nin ele alacağımız tüm kısıtları eklenerek oluşturulmuştur. Model oluşturulurken (Junqueira vd., 2011) çalışmasından

faydalanılmıştır.

K : Uğranacak müşteri seti.

I : Kutu tipi seti.

b_{ik} : k müşterisine gidecek i tipindeki kutu sayısı.

P_i : i tipindeki kutuların ağırlığı.

L, W, H : Konteyner boyutları.

X, Y, Z : Konteynerdeki tüm noktaların setini belirleyen üçlüler.

l_i, w_i, h_i : i tipindeki kutunun boyutları.

δ_{ik} : k müşterisine gidecek i tipteki kutuya konteyner içerisinde uzanma mesafesi.

σ_i : i tipteki kutunun dayanıklılığı.

a_{ikxyz} : k müşterisine giden i tipteki kutunun sol ön alt ucu x, y, z koordinatlarına geliyorsa 1, yoksa 0 değerini alan bir karar değişkeni.

L_k : k müşterisinin paketlerinin araçta x ekseninde son geldiği nokta.

$$\text{En B. } 0 \quad (4.1)$$

$$\text{Öyle ki; } \sum_{i \in I} \sum_{k \in K} \sum_{x \in X; x' - l_i + 1 \leq x \leq x'} \sum_{y \in Y; y' - w_i + 1 \leq y \leq y'} \sum_{z \in Z; z' - h_i + 1 \leq z \leq z'} a_{ikxyz} \leq 1 \quad \forall x' \in X, y' \in Y, z' \in Z \quad (4.2)$$

$$\sum_{x \in X} \sum_{y \in Y} \sum_{z \in Z} a_{ikxyz} \geq b_{ik} \quad i \in I, k \in K \quad (4.3)$$

$$\sum_{\substack{j \in I; \\ z - h_j \geq 0}} \sum_{\substack{k' \in K; \\ k' \leq k}} \sum_{\substack{x \in X; |x' - l_j + 1 \leq x \\ x \leq x' + l_i - 1}} \sum_{\substack{y \in Y; |y' - w_j + 1 \leq y \\ y \leq y' + w_i - 1}} \bar{L}_{ij} \cdot \bar{W}_{ij} \cdot a_{jk'xy}(z' - h_j) \geq l_i \cdot w_i \cdot a_{ikx'y'z'} \quad \forall i \in I, k \in K, x' \in X, y' \in Y, z' \in Z \quad (4.4)$$

$$(x + l_i) \cdot a_{ikxyz} \leq L_k \quad \forall i \in I, k \in K, x \in X, y \in Y, z \in Z \quad (4.5)$$

$$L_{k-1} - \delta_{ik} \leq x \cdot a_{ikxyz} + (1 - a_{ikxyz}) \cdot M \quad \forall i \in I, k \in K : k \geq 2, x \in X, y \in Y, z \in Z \quad (4.6)$$

$$L_{k-1} \leq L_k \quad \forall k \in K, k \geq 2 \quad (4.7)$$

$$\sum_{i \in I} \sum_{k \in K} \sum_{x \in X; x' - l_i + 1 \leq x \leq x'} \sum_{y \in Y; y' - w_i + 1 \leq y \leq y'} \sum_{z \in Z; z' + 1 \leq z \leq H - h_i} \frac{P_i}{l_i \cdot w_i} a_{ikxyz} \leq \sum_{i \in I} \sum_{k \in K} \sum_{x \in X; x' - l_i + 1 \leq x \leq x'} \sum_{y \in Y; y' - w_i + 1 \leq y \leq y'} \sum_{z \in Z; z' - h_i + 1 \leq z \leq z'} \sigma_i \cdot a_{ikxyz} \quad \forall x' \in X, y' \in Y, z' \in Z \quad (4.8)$$

$$a_{ikxyz} \in \{0, 1\} \quad \forall x \in X, y \in Y, z \in Z, i \in I, k \in K \quad (4.9)$$

$$L_k \geq 0 \quad \forall k \in K \quad (4.10)$$

3 numaralı kısıt için: $\bar{L}_{ij} = \min\{x' + l_i, x + l_j\} - \max\{x', x\}$

$\bar{W}_{ij} = \min\{y' + w_i, y + w_j\} - \max\{y', y\}$.

Problem bir olurluluk problemidir ve amaç fonksiyonu sabit olarak sıfırdır. 4.2 numaralı kısıt kümesi yüklerin araçta aynı noktayı kapsayacak şekilde yerleştirilmemesini sağlamaktadır. 4.3 numaralı kısıt kümesi tüm müşterilere ait tüm paketlerin yüklenmesini sağlamaktadır. 4.4 numaralı kısıt kümesi hem müşteri paketlerinin sırasına göre yerleştirilmesini (aracın en önüne en son müşteri gelecek şekilde) hem de yüklerin altlarından tam olarak desteklenmelerini (durağanlık) sağlamaktadır. 4.5 numaralı kısıt kümesi her müşteri paket grubunun uzandığı X eksenindeki uzaklığı belirlemektedir. 4.6 numaralı kısıt kümesi önce uğranılacak müşterilerin yüklerinin daha sonra uğranılacak müşterilerin yüklerinin üstlerine konulduğu durumlarda (üzerlerine konulabilir ama önlerine konamazlar) elleçleme koşulları dikkate alınarak belirli bir mesafeden (δ_{ik}) daha fazla içe doğru konulmalarını sağlar. 4.7 numaralı kısıt kümesi önce indilecek yüklerin aracın arkasına yakın olmalarını sağlar. 4.8 numaralı kısıt kümesi paketlerin üstlerine kaldırılabileceklerinden fazla yük binmemesini sağlar. 4.9 ve 4.10 kısıt kümeleri ise karar değişkenleri için bütünlük kısıtlarıdır.

Bu modelde modeli daha fazla karmaşıktırmamak adına problem için sezgisel yöntem geliştirirken dikkate alacağımız yük dağılımı ve oryantasyon kısıtlarına yer verilmemiştir. Bunun yanında bu kısıtlar (Chen vd., 1995) çalışmasında önerilen tarzda kısıtlar eklemek mümkündür.

Geliştirilen matematik model GAMS eniyileme yazılımı ile kodlanmış ve rassal olarak türetilen örneklerde denenmiştir. Rassal örneklerin büyük kısmı ya olursuz ya da çok kolay çözümlenerek sonuçlanmıştır. Dolayısıyla yazılımın çözüm süreleri çok kısa sürmüştür. Bunun yanında karar değişkeni sayısının fazlalığı modelin oluşturulmasını oldukça uzatmıştır. Modelde boyutları $L = 50, W = 20, H = 20$ olan bir konteyner için 20000 adet a karar değişkeni bulunmaktadır. Bu da modelin oluşturulma sürelerini oldukça uzatmaktadır. Çok kolay çözülemeyen olurlu örnekler türettiğimizde çözüm süresinin de oldukça uzun olacağını düşünülmektedir.

4.4 Sezgisel Yöntem

Problem için kullanılan sezgisel yöntem literatürde pek çok çalışmada temel alınan George ve Robinson (1980) çalışmasında önerilen duvar oluşturma yöntemine dayanmaktadır. Duvar oluşturma konteynerin uzunluk yönünde bölümler belirleyip ardışık olarak bu bölümlerin yüklenmesine dayanan yaklaşımdır. Bu çalışmada her duvar oluşumunda (ilk olarak boş konteynerde) bir kutu seçilir ve bu kutu konteynerde kalan boş alana yerleştirilir ve bu kutunun uzunluğu yeni oluşan duvarın uzun-

luğunu belirler. Bu ilk kutu seçilirken en küçük boyutu en büyük olan kutu seçilir. Duvarın devamı için öncelikle ilk seçilen kutu ile aynı tipteki kutulara ardından duvara sığabilecek en büyük kutulara öncelik verilir. Bu yaklaşıma projede KYP için kabul edilen ağırlık dağılımı, yükleme sıraları ve yük dengesi kısıtlarını da ekleyerek bir sezgisel yöntem algoritması oluşturulmuştur oluşturulmuştur.

Algoritma yüklenecek yük kaldığı ve oluşan bölmelere yük sığabildiği sürece devam etmektedir. İlk adımda bir duvar oluşturulurken taban alanı en büyük olan kutu çeşidi (kutu çeşitlerinin oryantasyon kısıtları da dikkate alınarak) seçilir. Bu kutunun derinlik boyutu duvarın derinliğini belirler. Bundan sonra öncelikle aynı tipte kutular kullanılarak duvar önce yükseklik sonra genişlik ekseninde örülmeye başlanır. Bu duvara seçilmiş tipte başka kutu sığmayınca ya da seçilmiş tipte kutular bitinceye kadar devam eder. Bu işlem sonucunda duvar sınırları içerisinde birisi yerleştirilmiş kutuların üzerinde diğeri ise sağ tarafında olmak üzere iki boşluk oluşur. Ardından bu boşluklara sığacak kutular seçilerek boşluklar doldurulmaya çalışılır. Bu işlem sırasında kutular alt kısımlarından tamamen desteklenir ve problemin durağanlık kısıtı bu şekilde sağlanmış olur. Boşluklara konulan kutular arkasından yeni boşluklar oluşur ve bu boşluklar da uygun kutularla doldurulur. Kalan boşluklara kutu sığmadığı durumda boşluklar reddedilen boşluklar setine atılır ve yeni duvara geçilir.

Yeni boşluklar oluştuğunda bu boşlukların daha önceden reddedilen boşluklarla birleşip birleşemediği kontrol edilir. Bunun sebebi daha büyük boşluklar elde ederek daha fazla hacmi doldurmaktır. Bunun yanında bir müşterinin yükü bitince son duvarın geldiği kısımdan belirli bir uzunluk öncesindeki boşluklar silinir. Bunun sebebi yükleme sıraları kısıtını sağlamaktır. Ayrıca, aracın bölümlerine gelebilecek en yüksek ağırlığa ulaşıldığında o bölümdeki boşluklar silinir ve bir sonraki bölümün başından yeni bir duvara başlanır. Bunun sebebi ağırlık dağılımı kısıtını sağlamaktır.

4.5 Sayısal Deneyler

Bu kısımda, KYP algoritması ile yapılan deneyler açıklanacaktır. Öncelikle, algoritmanın süre performansı ve kapasite kullanım oranı Bischoff ve Ratcliff (1995a) örnek seti üzerinde yapılan testlerin sonuçları ve Moura ve Oliveira (2005) tarafından önerilen sezgisel ile karşılaştırılması raporlanacaktır. Sonrasında, önerilen algoritmanın önceki iş paketlerinde geliştirilen SCDP-1 ve SCDP-2 çözüm yöntemlerine entegre edilmesi açıklanacak ve SCDP-1'de kullanılan örnekler üzerinde ya-

pılan testlerin sonuçları verilecektir.

Deneylerde, birinci iş paketi kapsamında kullanılan örnek seti kullanılmıştır. Bunun yanı sıra, KYP için gerekli olan parametreler elde edilmiştir. Örneğin, teslimatı yapılacak yükün aracın en arkasında olması gerekmektedir. Bu sebeple, her yüke gideceği adresin başlangıç noktasına olan uzaklığına bağlı olarak teslimat önceliği atanmıştır. Ayrıca her yük için oryantasyon kısıtları rassal olarak atanmıştır.

Araç kapasitesi göz önüne alındığında, gerçek hayatta özellikle aracın hacim kapasitesinin tamamının kullanılmasının mümkün olmadığı görülmektedir. Örnek vermek gerekirse, en, boy ve yükseklik ölçülerinden hesaplandığında 100 metreküp hacime sahip olan bir araca en fazla 80-85 metreküp arası yük konulabildiği varsayılmakta ve taşıma hizmeti sağlayıcıların buna göre plan yapmaktadırlar. Bu şekilde, taşıma hizmeti sağlayıcıları araca yüklerin sığmaması olasılığını azaltmaktadırlar. Bu varsayımdan yola çıkılarak, birinci ve ikinci iş paketlerinde aracın hacim kapasitesi gerçek kapasiteden düşük tutulmuştur. KYP etkileşimli deneylerde ise, aracın hacim kapasitesi aracın gerçek kapasitesi olarak alınmıştır. Ağırlık ve yükleme metresi kapasiteleri ise her iki tip deneyde aynı ve izin verilen maksimum kapasitedir.

4.5.1 Öncül Deneyler

KYP için önerilen algoritma C programlama dilinde kodlanmış ve sayısal deneyler Intel Core i5-3230M 2.60GHz işlemci kapasitesine ve 4 GB belleğe sahip bir bilgisayarda gerçekleştirilmiştir. Deneyler ilk aşamada Bischoff ve Ratcliff (1995a) tarafından oluşturulan ve KYP literatüründe oldukça sık kullanılan deney setleri üzerinde gerçekleştirilmiştir. 7 farklı deney seti içerdikleri yük tipi sayısı açısından ayrılmaktadır. BR1 diye adlandırılan sette 3 farklı tipte yük barındıran rassal oluşturulmuş 100 farklı örnek bulunmaktadır. Bu sayı diğer setlerde artmaktadır. En yüksek sayıda farklı tip kutu içeren BR7 setinde 20 farklı kutu tipi vardır. Örneklerde her kutu tipinden birden fazla (genelde 50 üzeri) kutu bulunmaktadır. Örneklerin rassal oluşturma şekline dolaylı olarak toplam kutu hacmi konteyner hacmine çok yakındır. Bu yüzden tüm kutuların yüklendiği olurlu bir çözüm bulmak mümkün gözükmemektedir. Yine de geliştirilen sezgisel algoritma aracın ne kadarını doldurduğu açısından değerlendirilebilir. İkinci aşamada ise deneyler algoritmanın projenin ilk kısmında geliştirilen algoritma ile birleştirilmesi sonucunda yine ilk kısımda kullanılan SCDP-1 örnekleri ile

gerçekleştirilmiştir.

İlk kısımda algoritma Bischoff ve Ratcliff (1995a) örnekleri üzerinde çalıştırılmış ve bir önceki raporda geliştirilen sezgisel yöntem ve Moura ve Oliveira (2005) tarafından geliştirilen sezgisel yöntem ile karşılaştırılmıştır. Sonuçlar geliştirilen sezgisel yöntemin sonuç kalitesinin biraz kötü olduğunu göstermektedir. Bunun yanında süre açısından geliştirilen sezgisel yöntem diğer yöntemlere göre oldukça iyidir. SCDP ile KYP bütünsel olarak ele alındığında tek bir örnek için KYP sezgisel yöntemi pek çok sefer çalıştırılacaktır. Dolayısıyla süre açısından elde edilen sonuç çok değerlidir.

Tablo 4.1. KYP Sezgiseli ve Moura ve Oliveira (2005) Performansları

	Kapasite Kullanımı (%)	
	KYP	Moura ve Oliveira (2005)
BR1	80.6	89.1
BR2	81.7	90.4
BR3	82.6	90.9
BR4	82.2	90.4
BR5	82.3	89.7
BR6	81.7	89.7
Ort. Kullanım Oranı	81.9	90.0
Ort. CPU (sn)	0.3	172.1

4.5.2 SCDP-1 ile Etkileşimli KYP Algoritması

Bu bölümde, birinci iş paketinde kullanılan Değişken Komşuluk Arama (DKA) algoritması ile etkileşimli çalışan KYP sezgiseli üzerine yapılan deneylerin sonuçları raporlanacaktır. DKA algoritmasında giderek uzaklaşan komşuluklarda yerel arama yapılarak iyileştirme gözlenmesi durumunda mevcut çözüm güncellenmektedir. KYP ile etkileşimli olarak çalışan DKA algoritmasında (DKA-KYP) ise, herhangi bir komşulukta yapılan yerel arama sonucunda mevcut çözümün iyiye gitmesi durumunda, sadece o komşulukta değişikliğe uğrayan her araç için KYP çağırılır. Eğer KYP çağırılan araç olurlu ise, algoritma 1 değerini, olursuz olması durumunda 0 değerini döndürür. Çağırılan tüm araçlar için 1 değeri gelmişse, yani bütün araçlar olurlu ise, DKA algoritması mevcut çözümü günceller. Eğer herhangi bir araç için 0 değeri gelmişse, mevcut çözüm güncellenmez ve aramaya eski çözüm ile devam edilir.

KYP algoritmasının çağırılma sayısını azaltmak amacıyla, sadece *Çalkalama* prosedürü sonunda değişikliğe uğrayan araçlar KYP'ye gönderilmiştir. Örneğin, DKA'da *Taşıma* operatörüyle bir yük kullanılarak yeni bir çözüm yaratılmış ise, sadece bir yük araçtan alınarak, başka bir araca konulacaktır. Bu durumda, sadece iki araçta değişiklik olacaktır ve bu iki aracın KYP açısından olurluğunu kontrol etmek yeterli olacaktır. Diğer araçların önceki iterasyonlarda KYP açısından olurlu olduğu onaylanmış olduğu için tekrar KYP algoritmasına gönderilmesine gerek yoktur. Bu şekilde, KYP'nin çağırılma sayısı kayda değer şekilde azaltılmış ve çözüm süresinden tasarruf edilmiştir.

Tablo 4.2. DKA ve DKA-KYP Algoritmalarının Kapasite Kullanım Oranları

I	E	#	DKA				DKA-KYP			
			# Opt	# Araç	Fark (%)	CPU (sec)	# Opt	# Araç	Fark (%)	CPU (sec)
10	0	30	30	7.2	0.0	5.3	28	7.2	0.6	9.9
	1	30	29	5.2	0.0	5.0	26	5.3	0.8	9.6
20	0	30	29	10.4	0.0	16.5	28	10.4	0.1	23.4
	1	30	25	7.1	0.4	5.5	13	7.3	2.4	6.7
30	0	30	27	14.0	0.0	31.8	25	14.1	0.5	33.9
	1	30	1	10.7	4.0	12.8	1	10.9	5.1	14.8
50	0	30	12	20.6	1.4	65.1	7	20.7	1.7	66.7
	1	30	0	17.2	6.6	41.6	0	17.5	8.0	46.6
100	0	30	0	36.2	9.0	306.3	0	36.4	9.7	252.8
	1	30	0	32.5	6.7	299.7	0	32.9	8.3	309.0
Ortalama		300	153	16.1	2.8	79.0	128	16.3	3.7	77.3

Tablo 4.2'de, KYP ile etkileşimli DKA (DKA-KYP) algoritmasının hacim, ağırlık ve yükleme metresi açısından kullanım oranları, birinci iş paketinde kullanılan DKA algoritması ile karşılaştırılmıştır. Bağımlı örneklem T-test (Paired Sample T-Test) sonuçları göstermiştir ki, KYP'nin DKA'ya eklenmesi sonucunda araç sayısı anlamlı şekilde artmıştır. Ayrıca, hem yük sayısı hem de çıkış günü esnekliği kapasite kullanımı üzerinde benzer etki yaratmaktadır. Örnekteki yük sayısı arttıkça ortalama kapasite kullanım oranları artmaktadır. Benzer şekilde, yüklerin çıkış günü için bekleme esnekliğinin olması durumunda ise kapasite kullanım oranları artmaktadır, çünkü bir yükü bekletme ihtimali var ise, bu yükün yerleştirilebileceği daha fazla araç olacaktır. Bu şekilde, araçların içerisine daha fazla yük koymak ve daha az araçla yüklerin hepsini planlamak mümkün olabilmektedir. Aynı zamanda, yük sayısı ve dolayısıyla araç sayısı arttığında yüklerin yerleştirilme ihtimali de artmaktadır.

Tablo 4.3. Reddedilen Araçların Kapasite Kullanım Oranları

I	E	Reddedilme Oranı (%)	Kapasite Kullanım Oranı(%)								
			Hacim			Ağırlık			Uzunluk		
			Min	Ort	Max	Min	Ort	Max	Min	Ort	Max
10	0	14.7	80.1	88.3	95.2	40.0	55.7	63.3	77.6	83.1	94.3
	1	15.3	67.2	90.1	99.7	22.7	45.8	59.2	64.4	84.9	96.0
20	0	6.9	87.5	95.4	99.6	27.0	48.6	91.0	80.9	90.7	98.3
	1	13.5	78.6	94.3	99.9	30.4	63.5	95.9	74.9	90.1	98.8
30	0	8.0	59.4	91.8	99.4	26.4	60.4	90.4	57.2	85.1	95.6
	1	9.7	59.1	93.0	99.7	26.3	62.2	96.3	58.4	87.8	99.3
50	0	10.6	81.6	93.1	99.7	18.0	65.0	91.2	74.5	88.1	98.8
	1	15.4	84.4	94.4	99.8	31.2	63.1	94.7	77.9	88.9	98.6
100	0	15.6	77.0	92.7	99.4	33.7	65.4	90.8	71.0	87.9	98.0
	1	15.3	88.1	96.5	99.9	23.9	63.1	90.6	82.1	91.8	99.9
Average		12.7	59.1	93.6	99.9	18.0	61.8	96.3	57.2	88.5	99.9

Yukarıdaki bulgulardan yola çıkarak, KYP tarafından reddedilen araçların kapasite kullanım oranı ve reddedilme oranı analiz edilmiştir (Tablo 4.3). Reddedilme oranı, KYP tarafından reddedilen araçların KYP'nin çağırılma sayısına oranını vermektedir. Sonuçlar incelendiğinde, bir yükü başka bir araca yerleştirme ihtimali arttığında, DKA'nın yerel aramada elde ettiği iyileştirme sayısı artmakta, dolayısıyla KYP'nin çağırılma sayısı artmaktadır. Reddedilen araçların kapasite kullanımını incelendiğinde ise, reddedilme sebebinin aracın hacim kapasitesi ile ilişkili olduğu ve ağırlık ve uzunluk kapasitesinin belirgin bir etkisi olmadığı gözlenmiştir. Ancak bu durumun, rassal olarak elde edilmiş örneklerin bir özelliği olduğu ve bu bulgunun genellenemeyeceği düşünülmektedir. Başka bir bulgu ise, araçların doluluk oranının %90 üzerinde olması durumunda KYP tarafından reddedilme ihtimalinin yüksek olduğudur.

Tablo 4.4 KYP ile etkileşimli DKA'nın çözüm kalitesi ve süre performansını, DKA ile karşılaştırmaktadır. DKA-KYP ile en iyi çözümün bulunduğu örneklerin sayısı azalmaktadır. Buna bağlı olarak, alt-sınır ile üst sınır arasındaki fark %1 artmaktadır. Farktaki bu artışın, büyük ölçekli problemlerde daha fazla olduğu gözlemlenmiştir. Çözüm süresi performansı göz önüne alındığında, KYP'nin süre üzerinde anlamlı bir etkisi olmadığı görülmüştür.

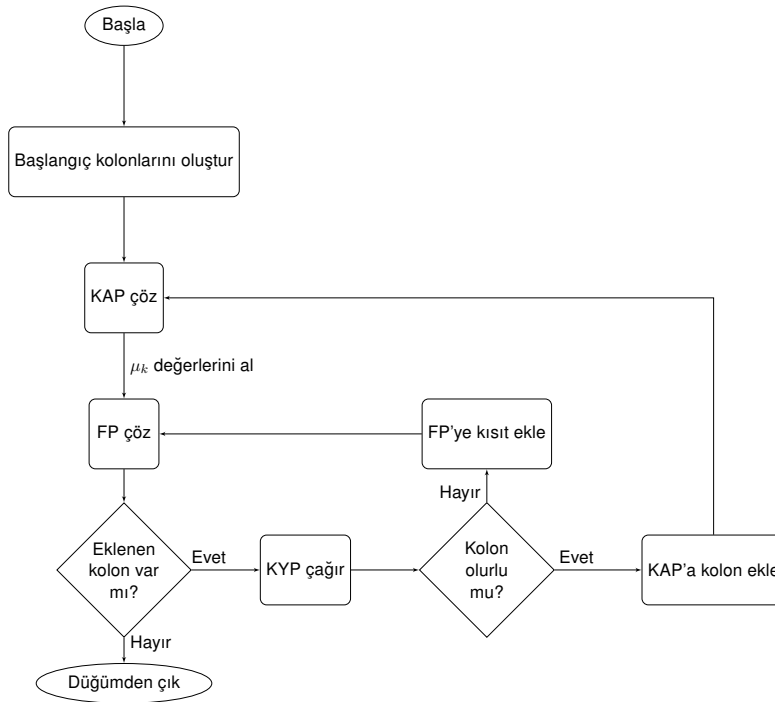
Tablo 4.4. DKA ve DKA-KYP'nin Çözüm Kalitesi ve Süresi

I	E	#	DKA			DKA-KYP		
			# opt	Fark (%)	CPU (sn)	# opt	Fark (%)	CPU (sn)
10	0	30	30	0.0	5.3	28	0.6	9.9
	1	30	29	0.0	5.0	26	0.8	9.6
20	0	30	29	0.0	16.5	28	0.1	23.4
	1	30	25	0.4	5.5	13	2.4	6.7
30	0	30	27	0.0	31.8	25	0.5	33.9
	1	30	1	4.0	12.8	1	5.1	14.8
50	0	30	12	1.4	65.1	7	1.7	66.7
	1	30	0	6.6	41.6	0	8.0	46.6
100	0	30	0	9.0	306.3	0	9.7	252.8
	1	30	0	6.7	299.7	0	8.3	309.0
Average		300	153	2.8	79.0	128	3.7	77.3

4.5.3 SDCP-2 ile Etkileşimli KYP Algoritması

Bu bölümde, ikinci iş paketinde önerilen Dal-Fiyat Algoritması (DFA) ile etkileşimli KYP (DFA-KYP) üzerinde yapılan deney sonuçları raporlanmıştır. Şekil 4.1 herhangi bir düğümde KYP'nin DFA ile etkileşimini göstermektedir. *Kolon türetme* sonunda Kısıtlı Ana Probleme (KAP) yeni bir kolon eklendiyse, KYP çağırılarak kolonun yükleme kısıtları açısından olurluluğu kontrol edilmektedir. Eğer kolon olurlu ise KAP'e eklenir. Eğer kolon olursuz ise, Fiyatlandırma Problemine (FP) araçtaki yüklerin bir arada olmasını engelleyecek şekilde kısıt eklenir ve reddedilen kolon KAP'e eklenmez. Bu şekilde, reddedilen kolonlara dair bir liste kaydedilmeksizin, aynı kolonun tekrar oluşturulması da engellenmiştir.

KYP algoritmasının DFA çözüm süresi ve çözüm kalitesi üzerindeki etkisini ortaya koymak adına, süre sınırı içinde optimal çözülebilen küçük ölçekli örnekler üzerinde ($I = \{10, 20, 30\}$) deneyler yapılmıştır. Süre sınırı içinde algoritmanın sonlanmadığı örnekler için, KYP'nin çözüm süresi, eklenen kolon sayısı ve araç sayısı üzerine etkisini ortaya koymak mümkün değildir. Ayrıca, olursuz kolonlar için FP'ye kısıt eklenmesi sebebiyle, DFA ve DFA-KYP'nin olurlu alanları aynı değildir ve bu sebeple iki algoritmanın altsınır-üstsınır farkını karşılaştırmak mantıklı değildir.



Şekil 4.1. Herhangi Bir Düğümde KYP etkileşimli Kolon Türetme Prosedürü

Tablo 4.5 DFA ve DFA-KYP algoritmalarının optimal çözülen örneklerin sayısı ve çözüm süresi performansını, eklenen kolon ve ziyaret edilen düğüm sayıları ile birlikte vermektedir. Sonuçlarda gözlenmiştir ki, DFA-KYP algoritması tüm indikatörlerde DFA algoritmasından anlamlı şekilde daha üstündür. KYP algoritmasının olursuz olduğunu tespit ettiğinde, kolon türetme (KT) prosedürüne geri dönmektedir. Bu durumda fiyatlandırma problemi, KAP'den gelen en büyük ikili fiyata sahip yüklerin bir arada bulunmasını engelleyen kısıt dolayısıyla bu yükleri seçememekte, ve büyük ihtimalle yeni kolon üretememektedir. Bu sebeple, KYP ile etkileşimli DFA daha az kolon üretmektedir. Aynı zamanda, yükleme kısıtları yüzünden bir araçta olabilecek yükler için daha az kombinasyon bulunmaktadır ve bu yüzden DFA-KYP daha az düğüm ziyaret etmektedir. Bütün bu faktörler beraber ele alındığında, DFA'na KYP algoritması entegre edildiğinde problem için en iyi çözümü bulmak için gerekli süre de azalmaktadır.

Tablo 4.6 DFA-KYP'nin bulunduğu optimal çözüm değerinin DFA ile elde edilen çözümdeki değerden sapmasını, ve her iki çözümdeki araç sayılarını göstermektedir. Tabloda ayrıca reddedilen kolonların fiyatlandırma probleminin çağırılması sayısına oranı da verilmiştir. Özellikle küçük örneklerde türetilen kolon sayısının az olması sebebiyle, reddedilme oranının yükselmesine neden olmuştur.

Tablo 4.5. DFA ve DFA-KYP Algoritmalarında Eklenen Kolon Sayısı ve Çözüm Süresi

I	B	DFA				DFA-KYP			
		#opt	# Kolon	# Düğüm	CPU (sn)	#opt	# Kolon	# Düğüm	CPU (sn)
10	10	30	13.9	0.5	0.1	30	13.5	0.5	0.2
	70	30	24.9	7.3	0.5	30	21.9	4.3	0.3
20	10	30	42.1	8.2	2.0	30	38.9	4.7	1.2
	70	30	137.3	110.8	11.2	30	117.8	142.2	8.4
30	10	30	79.0	84.7	20.6	30	70.7	43.9	15.1
	70	24	509.0	1542.7	297.5	29	290.4	372.1	69.1
Ortalama		174	121.5	249.2	47.0	179	85.4	85.0	13.9

Tablo 4.6. KYP Algoritmasının Toplam Maliyet ve Araç Sayısı Üzerindeki Etkisi

I	B	Reddedilme	Sapma	# Araç	
		Oranı (%)	(%)	DFA	DFA-KYP
10	10	36.8	5.9	7.2	7.6
	70	21.9	4.2	5.3	5.5
20	10	20.7	5.3	10.6	11.1
	70	19.1	5.5	7.2	7.6
30	10	11.6	4.7	14.2	14.8
	70	17.7	3.0	10.8	11.1
Ortalama		20.2	4.7	9.3	9.7

Örneğin, dağınık hazır olma tarihlerine sahip ve çıkış günü esnekliğinin olmadığı örneklerde sadece bir kolonun yaratıldığı durumlar mümkündür. Bu kolonun da reddedilmesi durumunda ise, bu örnek için reddedilme oranı %100 olacaktır ve ortalama reddedilme oranını yükseltecektir.

Reddedilen kolonların en önemli etkisi araç sayısının artışıdır. Dolayısıyla, DFA-KYP ile bulunan çözümlerdeki araç sayıları, DFA'dan yüksektir. Bunun sonucu olarak, DFA-KYP'nin bulunduğu amaç fonksiyonu değerleri daha yüksektir ve DFA'nın elde ettiği sonuçlardan ortalama %5 sapma göstermiştir.

Tablo 4.7 DFA ve DFA-KYP algoritmalarının hacim, ağırlık ve yükleme metresi açısından kapasite kullanım oranlarını göstermektedir. KYP algoritması DFA'ya entegre edildiğinde, kapasite kullanım oranları incelenen üç birimde de ortalama %2 azalmıştır. Kapasite kullanım oranları her iki algorithmada az görünse de, bu durumun deneylerin küçük örnekler üzerinde yapılmasına bağlı olduğu düşünülmektedir. Örnekteki yük sayısının artması durumunda bir araç içerisine konulabilecek yük kombinasyonları, dolayısıyla kapasite kullanım oranları artacaktır.

Tablo 4.7. DFA ve DFA-KYP Algoritmalarının Kapasite Kullanım Oranları (%)

I	B	DFA			DFA-KYP		
		V	W	L	V	W	L
10	10	50.4	18.3	48.5	49.0	17.7	47.1
	70	68.2	24.7	65.7	67.0	24.1	64.6
20	10	55.2	26.2	53.4	53.2	25.1	51.4
	70	80.6	38.4	77.9	77.4	36.7	74.8
30	10	65.7	27.8	62.9	62.9	26.7	60.3
	70	86.2	36.7	82.6	84.1	36.0	80.6
Ortalama		67.1	28.4	64.6	65.0	27.4	62.5

Tablo 4.8 reddedilen araçların hacim, ağırlık ve yükleme metresi açısından kullanım oranlarını göstermektedir. 4.5.2. bölüm bulgularına benzer şekilde reddedilme sebebi hacim olarak gözükmele birlikte, bu durum örneklerin özelliklerinden kaynaklanmaktadır. Ayrıca, örnekte yük sayısının artması ve çıkış günü esnekliği olması durumunda KYP daha iyi performans göstermekte ve reddedilen araçların kapasite kullanım oranları artmaktadır. Test edilen örnekler için kapasite kullanımının ortalama %80 üzerinde olması durumunda aracın reddedileceği düşünülebilir.

Tablo 4.8. Reddedilen Araçların Kullanım Oranları (%)

I	B	Volume			Weight			Length		
		Min	Ave	Max	Min	Ave	Max	Min	Ave	Max
10	10	1.8	42.0	85.5	3.1	18.1	63.3	1.8	40.4	77.9
	70	1.8	62.8	95.2	3.1	25.4	59.9	1.8	59.8	93.5
20	10	5.7	47.8	89.2	6.9	22.5	57.0	5.9	46.2	85.9
	70	39.3	81.1	95.8	17.7	51.5	74.8	35.8	77.9	94.6
30	10	29.7	67.2	95.1	7.9	35.8	72.1	29.3	63.7	88.4
	70	64.5	88.2	96.4	36.4	53.2	71.6	62.6	84.0	91.8
Average		1.8	66.2	96.4	3.1	35.3	74.8	1.8	63.3	94.6

4.6 Sonuç

Bu iş paketi ile araçların gerçek hayatta dikkate alınan yükleme kısıtları açısından olurluğunu kontrol eden sezgisel KYP algoritması önerilmiştir. Bu algoritma birinci ve ikinci iş paketlerinde önerilen çözüm yöntemlerine entegre edilmiş ve her yeni araç yaratıldığında, araçların olurluluğu kontrol edilmiştir.

Sezgisel KYP algoritması gerçek hayat beklentilerini karşılamakla birlikte, deney sonuçları göz önüne alındığında araçların bazı durumlarda verimsiz kullanıldığını göstermektedir. Bu noktada, iki ileri araştırma önerisi mümkündür. Öncelikle verimsiz kullanımın sebebinin yüklerin özelliklerinden kaynaklı olup olmadığı anlaşılmalıdır. Her iki çözüm yöntemi (DKA ve DFA) deneyleri sonucunda görülmüştür ki, araçların ağırlık kapasite kullanımı oldukça azdır ve bu durum yüklerin özelliklerinden kaynaklanmaktadır. Bu noktada daha küçük paket ebatlarına sahip yükler yaratılarak, kapasite kullanım oranının iyileşme düzeyi gözlemlenebilir. Bir diğer ileriki çalışma ise, DKA algoritmasında olursuz olduğu tespit edilen araçlar için yasak listesi oluşturularak çözüm süresi performansı iyileştirilebilir.

5. İş Paketi-4 Kapsamında Yapılan Çalışmalar: Çok Amaçlı ve Teslimat Zamanı Esnek Yük Birleştirme ve Sevkiyat Planlaması Problemi

5.1 Giriş

Yük birleştirme ve sevkiyat planlama problemi müşteriler tarafından belirtilen süre içerisinde farklı boyutta ve hacimde, bir kamyon yükünün altında müşteri siparişlerinin teslimatını planlamayı hedeflemektedir. Buradaki temel amaç maliyeti en aza indirmektir. Yüklerin teslimatı sırasındaki her ekstra durak teslimat süresini ve toplam maliyeti artırmaktadır. Raporun bu bölümünde, önceki iş paketlerinden farklı olarak geç teslimatlara izin verilecek ve zamanında teslimat kısıtı esnek hale getirilecektir. Ancak geç teslimatlar müşteri siparişlerinin zamanında karşılanma oranının azalmasına sebep olmakta ve bazı cezaları ortaya çıkarmaktadır. Bu sebeple, dördüncü iş paketinde, birinci iş paketinde tanımlanan matematiksel modelin maliyetin en azlanması amacına ek ikincil bir amaç tanımlanarak, servis sağlayıcılarının teslimat performansları ve hizmet kalitesi göz önünde bulundurularak müşteri hizmet düzeyinin de dikkate alındığı bir yaklaşımın geliştirilmesi hedeflenmiştir.

Bu çalışmanın kapsamlı olmasının sebebi teslimat performansı ve hizmet kalitesinin işletmeler arası (Business to Business, B2B) incelenmesidir. Bilindiği gibi, müşteri taleplerinin karşılanması ve hizmet veya ürünlerin zamanında teslim edilmesi servis sağlayıcılarının yeteneklerini gösteren önemli temel performans göstergeleri (Key Performance Indicator, KPI) arasındadır. Çünkü müşteriler genellikle etkili ve tutarlı teslimat hizmetine özellikle önem vermekte ve birlikte çalışacakları servis sağlayıcıları; maliyet, ortalama varış süresi ve servis tutarlılığını temel alarak değerlendirilmektedir.

Araştırma birbiriyle çelişen iki hedefin bir arada kullanılmasına katkıda bulunur. Bu bağlamda cezaların hiyerarşik yapısını da dikkate alarak maliyet ve hizmet düzeyini hem müşteriler hem de servis

sağlayıcıları perspektifinden inceler ve onların bakış açısını temel alarak geç teslimat durumunda oluşacak ceza maliyetleri için karar değişkenlerine ulaşmamızı sağlar.

Çalışma uzun mesafe taşımacılığında hizmet sektöründe yer alan servis sağlayıcıları için temel performans göstergelerinin önemi ile başlamakta, çalışmanın amacı olan geç teslimat durumlarında müşterilerin yaptırımları ile devam etmektedir.

5.2 Yazın Taraması

Günümüzün oldukça rekabetçi pazarı, tedarik zincirlerinin işlevine önemli ölçüde değişiklikler getirmektedir. Mevcut durumda, talebi ve arzı en iyi maliyet ve hizmet seviyesiyle birleştirmek yetmemekte, rekabet avantajı yaratma da dâhil olmak üzere tedarik zincirinin fonksiyonlarından beklentiler artmaktadır. Birçok firmanın rekabet avantajı elde etmek için tam olarak bütünleşmiş tedarik zinciri modelini fark etmesi ile birlikte hızlı çözüm oluşturmanın, teslimat hızı ve kalitesinin, sürdürülebilirliğin önemi önemli ölçüde artmıştır.

Tedarik zinciri süreçlerinden biri olan teslimat, tedarik zincirinin performansını bir başka deyişle müşteriye ürün ve hizmet sağlama açısından ne kadar başarılı olduğunu gösterir. Ayrıca, teslimat zamanı ve zaman yönetimi, arz-üretim zinciri içerisinde rekabet üstünlüğü sağlamak adına birçok organizasyon için tedarik zinciri başarısının temel unsurlarıdır. Bu bağlamda, öncelikli hedefi dağıtım ve teslimat ile ilgili temel faaliyetlerin kolaylaştırılması olan tedarik zincirlerinin ortakları, teslimat süresini azaltarak performanslarını ve müşteri hizmetleri seviyelerini artırmaya odaklanmışlardır. Benzer şekilde, endüstri tedarik zincirleri de, üstün teslimat performansına sahip servis sağlayıcılarıyla çalışmayı amaçlamaktadır.

Teslimat performansı, tedarik zincirlerinin mükemmellik seviyesi için stratejik bir performans ölçütü olarak kabul edilmektedir. Ayrıca, üçüncü parti lojistik sağlayıcılarının seçimi, tedarikçilerin seçimi, satışların küreselleşmesi, yatırımlar, üretim planlama ve kontrol sistemleri gibi diğer tedarik zinciri operasyonlarıyla da ilişkilidir.

Teslimat ile ilişkili olarak birçok performans ölçütü vardır. Bunlar teslimat sürelerinin azaltılması (Stewart, 1995), teslimat sıklığı (Katayama ve Bennett, 1999), hızlı teslimat (Bowersox vd., 1999; Mason vd., 2003), zamanında teslimat (Katayama ve Bennett, 1999; Li ve O'Brien, 1999; Stock

ve Lambert, 2001; Garg vd., 2004), teslimat senkronizasyonu (Lee, 2001), envanter hizmet seviyesi (Novich, 1990; Stock ve Lambert, 2001), teslimat güvenilirliği (Stock ve Lambert, 2001; Garg vd., 2003; Rupp ve Ristic, 2004; Michael ve McCathie, 2005), siparişi karşılama süresi (Tannock vd., 2007), tedarikçilerin teslimat performansı (Morgan ve Dewhurst, 2008), teslimat süreci istikrarı (Meier vd., 2013), sürdürülebilir teslimat (Litman, 2016) olarak literatürde yer almaktadır.

Teslimat performans ölçümlerinin önemi söz konusu olduğunda, zamanında teslimat çoğunlukla en önemli performans ölçütü olarak kabul edilir (Gunasekaran vd., 2004). Zamanında teslimatın müşteri memnuniyeti üzerinde doğrudan etkisi olması nedeniyle teslimat performansının iyileştirilmesi tedarik zinciri ve lojistik yöneticileri için büyük önem taşımaktadır. Bu amaçla, zamanında teslimatın önemini farkında olan şirketler hem kendilerine zaman kazandırmak hem de ürünlerin zamanında teslimini sağlayarak müşterilerinin memnuniyetini artırmak amacıyla teslimat pencereleri yaratmaktadır.

Şirketler kendi sektörlerine göre farklı zaman pencereleri belirlemekte ve belirledikleri zaman pencereleri ile gerçek performanslarının uyumluluğu dâhilinde teslimat performansını ölçmektedirler. Teslimat belirlenen zaman penceresinde gerçekleştiğinde, alıcılar teslimatı kabul eder ve herhangi bir ceza/yaptırım uygulamaz. Bununla birlikte, belirlenen zaman penceresinin öncesi veya sonrasında gerçekleşen teslimatlar, hem müşteriler hem de servis sağlayıcıları için istenmeyen sonuçlara sebep olduğundan cezalandırılır. Örneğin, erken teslimatlar stok maliyetinin artmasına, gecikmiş teslimatlar ise üretimi durdurma maliyetlerine, satış kayıplarına ve itibar kaybına sebep olur. Müşteri memnuniyetinin bilincinde olan şirketler belirlenen zaman aralığının dışına çıkılmasını önlemeye çalışır ve çıkıldığında ise bazı yükümlülükler veya cezalar tanımlarlar. Bu cezalar, Guiffreda ve Nagi (2006) tarafından tedarik zincirinin normal işletme maliyetlerine ek olarak "ceza giderleri" olarak nitelendirilmiştir. Şirket uygulamalarına baktığımızda da bununla ilgili birçok örnek görebilmekteyiz. Örneğin bir tasarım ve imalat şirketi olan Analog Devices, sevkiyatın teslim tarihinin üzerinden ne kadar sürenin geçtiğini belirlemek için iki hafta erken ve sıfır gün geç olmak üzere bir zaman penceresini tanımlamıştır (Schneiderman, 1996). Meksika'nın çok uluslu bir üreticisi ve çimento dağıtıcısı olan Cemex, kısa teslimat pencerelerinden dolayı operasyonel bir sistem kurarak teslimat penceresini 20 dakika kadar kısaltmıştır (Slywotzky vd., 2001). Teslimat ve ürün kalitesinin tedarikçi performans ölçümü için KPI olarak seçildiği bir gıda firmasında ise teslimat pencereleri 30 dakika erken, 30 dakika geç olmak üzere oluşturulmuştur. Wal Mart vakalarından birinde, mal-

ların teslim edilmesi konusunda sürekli olarak erken veya geç teslimat yapan tedarikçiler cezaya maruz bırakılmış ve 4 gün içinde teslimatı yapmak zorunda kalmıştır (Reuters, 2010). Aynı şekilde, bilgi teknolojisi sektöründe de buna rastlıyoruz; Hewlett Packard'ın sipariş teknolojisi için Hewlett Packard'ın üç gün erken, sıfır gün geç olmak üzere teslimat performansı ölçülmüştür.

Literatür kapsamında, teslimat performansı ile ilişkili olarak güvenilirlik, kesinlik, verimlilik, zamanında teslimat ve alt taşıyıcıların performansı önemli ölçütler olarak görülmüş, hizmet kalitesi kapsamında ise esneklik, ulaşılabilirlik, tutarlılık, ekstra sunulan hizmetler ve servis sağlayıcılarının izlenilebilir oluşu önemli ölçütler arasında yer almıştır. Teslimat performansında ise en önemli ölçüt zamanında teslimat olarak tespit edilmiştir. Zamanında teslimatın planlamayı, müşteri potansiyelini, verimliliği, müşteri memnuniyetsizliği sonucu oluşabilecek cezaları ve stok seviyesini etkilediği görülmüştür.

Ceza durumları müşteriler ve servis sağlayıcılar açısından değerlendirildiğinde, müşterilerin genelde geç teslimat durumlarında, gönderileri hasarlı olduğunda ve sözleşmedeki tanımlara uyulmadığında ceza uygulamalarına gittiği görülmüştür. Servis sağlayıcıları açısından bakıldığında da cezalar yine geç teslimat durumlarında ve sözleşmeye bağlı olarak değişmektedir. Buradaki ceza uygulamalarında müşteri ilişkileri ve çalışılan alt taşıyıcılar da göz önünde bulundurulmuştur.

Oflac vd. (2017) teslimat performansı konusunda en önemli ölçütlerden biri olan zamanında teslimatın hem müşteri hem de servis sağlayıcıları açısından en önemli performans ölçütü olduğunu raporlamıştır. Bu bağlamda müşterilerin zamanında teslimat penceresi aşıldığında tahammül edebilecekleri gün sayısı araştırıldığında bu sınırın 1 ile 4 gün arasında olduğu görülmüştür. Ancak bu alt ve üst sınırın, firmanın bulunduğu sektöre, çalışılan ürün gurubuna, sözleşmenin yapısına, firmanın satış hacmine, müşteri potansiyeline bağlı olarak değiştiği görülmüştür. Müşteriler 4 gün gecikme durumunu hoş görmekte; ancak 4 günden sonrasında ceza uygulamalarına yönelmektedir. Bu uygulamalar da ne kadar geç kalındığına, ön bilgilendirmeye, çalışılan müşteri ve ürün gurubuna göre aynı şekilde farklılık göstermektedir. Yüklerin ertelendiği durumlarda ise önceden bilgilendirme yapıldığı sürece cezaya gidilmediği, ön bilgilendirme olmadan yapılan ertelemelerde ise müşterilerin başka servis sağlayıcıları ile çalışmayı tercih ettiği ve aradaki ödeme farkını servis sağlayıcılarına yansıttığı görülmüştür (Oflac vd., 2017).

Geç teslimat durumlarında müşterilerin cezaları oldukça değişiklik göstermektedir. Müşterilerin bir

kısmı iş ortaklığını bitirirken, bir kısmı iş yükünü ilgili firmadan geri çekmekte, gün bazında ceza maliyeti uygulamakta, servis sağlayıcıların performans puanlarını düşürmekte veya bir daha çalışmamak üzere servis sağlayıcıları kara listeye almaktadır.

Literatüre bağlı olarak, raporun bu bölümünde maliyet verimliliği sağlamaya çalışırken müşteri hizmet seviyesi de ikinci bir amaç olarak göz önünde bulundurulacak ve geç teslimatlar müşteri siparişlerinin karşılanma durumu gözetilerek cezaya tabi tutulacaktır. Bu bağlamda araştırmada daha önce kullanılan matematik modeldeki zamanında teslimat koşulunu belirten kısıtlar kaldırılacak ve teslimat zamanı daha esnek hale getirilecektir.

5.3 Matematiksel Model

Projenin bu kısmında birinci iş paketinde kullanılan matematiksel modele ek olarak üç yeni parametre ve 4 yeni karar değişkeni tanımlanmıştır. Bunlar;

Ek Parametreler:

- δ Gecikme üst limiti
- p Gecikme üst limiti aşan her gün için karşılaşılan gecikme cezası
- m Termin tarihini aşan her gün için karşılaşılan gecikme cezası

Ek Karar Değişkenleri:

- dl_k Siparişin müşteriye ulaştığı tarih
- tr_k Geç kalınan gün sayısı
- er_k Erken gidilen gün sayısı
- pt_k δ gün ve sonrasındaki her gün sonrası için cezalar

$$\sum_{j \in A_r} \sum_{r \in R} \sum_{n \in N} \sum_{t + \tau_{jr}} (t + \tau_{jr}) y_{kr}^{tn} + \sum_{j \in A_r} \sum_{r \in R} \sum_{n \in N} \sum_{t + \lambda_{ri} + \rho_{ir}} (t + \lambda_{ri} + \rho_{ir}) x_{ki}^{rtn} = dl_k \quad \forall k \quad (5.1)$$

$$dl_k - d_k = tr_k - er_k \quad \forall k \quad (5.2)$$

$$pt_k > tr_k - \delta \quad \forall k \quad (5.3)$$

Eşitlik (5.1) gönderinin teslim edildiği günü hesaplanmaktadır ve bu gün dl_k ile temsil edilmiştir. Eşitlik (5.2) ile gönderinin müşteriye teslim edilmesi gereken tarihten ne kadar geç veya erken teslim edildiği bulunmuştur. Eşitsizlik (5.3) ile eğer gönderi gecikme üst limiti olan δ günden daha fazla geç kalmış ise, üst limiti geçen gün sayısı belirlenmiştir, pt_k değeri en azlanan bir amaç fonksiyonunda pozitif katsayı ile yer aldığı için eşitsizliği sağlayan en küçük değeri alacaktır.

Yukarıdaki kısıtların da eklenmesi ile iki amaçlı matematiksel programlama modeli aşağıdaki gibi yazılabilir;

$$\text{Enk.} \quad \sum_{r \in R} \sum_{t \in T} \sum_{n \in N} \left[f_r s_r^{tn} + \alpha u_r^{tn} + \sum_{i \in I} \sum_{k \in K} c_{ik} x_{kir}^{tn} \right] \quad (5.4)$$

$$\text{Enk.} \quad \sum_{k \in K} p \cdot pt_k + m \cdot tr_k \quad (5.5)$$

Öyle ki;

(5.1), (5.2), (5.3) ve;

$$\sum_{i \in B_r} \sum_{k: r_k \leq t} v_k x_{kir}^{tn} + \sum_{j \in A_r} \sum_{k: r_k \leq t} v_k y_{kr}^{tn} \leq \nu s_r^{tn} \quad \forall r, t, n \quad (5.6)$$

$$\sum_{i \in B_r} \sum_{k: r_k \leq t} w_k x_{kir}^{tn} + \sum_{j \in A_r} \sum_{k: r_k \leq t} w_k y_{kr}^{tn} \leq \gamma s_r^{tn} \quad \forall r, t, n \quad (5.7)$$

$$\sum_{i \in B_r} \sum_{k: r_k \leq t} l_k x_{kir}^{tn} + \sum_{j \in A_r} \sum_{k: r_k \leq t} l_k y_{kr}^{tn} \leq \delta s_r^{tn} \quad \forall r, t, n \quad (5.8)$$

$$\sum_{r \in R} \sum_{i \in B_r} \sum_{n \in N} \sum_{t: r_k \leq t} x_{kir}^{tn} + \sum_{r \in R} \sum_{j \in A_r} \sum_{n \in N} \sum_{t: r_k \leq t} y_{kr}^{tn} = 1 \quad \forall k \quad (5.9)$$

$$\sum_{\substack{k: p_k \in B_r \\ r_k \in T}} x_{kir}^{tn} \leq M \theta_{ir}^{tn} \quad \forall i, r, t, n \quad (5.10)$$

$$\sum_{\substack{k: p_k \in B_r \\ r_k \in T}} y_{kr}^{tn} \leq M \kappa_{jr}^{tn} \quad \forall j, r, t, n \quad (5.11)$$

$$\kappa_{jr}^{tn} \leq s_r^{tn} \quad \forall j, r, t, n \quad (5.12)$$

$$\theta_{ir}^{tn} \leq s_r^{tn} \quad \forall i, r, t, n \quad (5.13)$$

$$\sum_{i \in B_r} \theta_{ir}^{tn} + \sum_{j \in A_r} \kappa_{jr}^{tn} \leq \phi + u_r^{tn} \quad \forall r, t, n \quad (5.14)$$

$$u_r^{tn} \leq \mu \quad \forall r, t, n \quad (5.15)$$

$$x_{kir}^{tn}, y_{kr}^{tn}, s_r^{tn}, \kappa_{jr}^{tn}, \theta_{ir}^{tn} \in \{0, 1\} \quad \forall k, i, j, r, t, n \quad (5.16)$$

$$u_r^{tn} \geq 0 \quad \forall r, t, n \quad (5.17)$$

$$tr_k, er_k \geq 0 \quad \forall k \quad (5.18)$$

Model iki amaç fonksiyonu içermektedir. İlki (5.4) sabit rota maliyeti, talepleri herhangi bir depodan aktarma maliyeti ve ek durak maliyetleri dâhil olmak üzere, bütün müşteri taleplerini sevk etmenin toplam maliyetini en küçükler. İkincisi (5.5) ise iki tür cezanın toplamını en azlamayı amaçlar, ilk ceza belirlenen üst limitten daha fazla geç kalınan her gün için, ikincisi ise belirlenen günden geç kalınan her gün için hesaplanır.

İlk üç kısıt gecikmeleri hesaplar. Kısıt kümeleri (5.6), (5.7) ve (5.8) r rotasında t gününde yola çıkan n aracına yüklenecek olan yüklerin hacim, ağırlık ve araç tabanında kapladıkları alanın araç kapasitesinden az olması gerekliliğini sağlamaktadır. Kısıt kümesi (5.9) her bir müşteri talebinin ya araç ile direk veya depodan aktarmalı teslim edilmesini sağlamaktadır. Kısıt kümesi (5.10) r rotasında t gününde yola çıkan n aracındaki eğer herhangi bir yük bir depodan aktarıldıysa, o depoyu rotaya atamaktadır. Kısıt kümesi (5.11), r rotasında t gününde yola çıkan n aracındaki herhangi bir yük varış noktasına araç ile direk teslim edildiyse, o varış noktasını rotaya atamaktadır. Kısıt kümesi (5.12) ile herhangi bir depo r rotasında t gününde yola çıkan n aracına atanmış ise, r rotasındaki n aracı mutlaka t gününde hareket etmesi sağlanmaktadır. Kısıt kümesi (5.13) ile herhangi bir varış noktası r rotasında t gününde yola çıkan n aracına atanmış ise, r rotasındaki n aracı mutlaka t gününde hareket etmesi sağlanmaktadır. Kısıt kümeleri (5.14) ve (5.15) ilave durak sayısını belirlemektedir ve ilave durak sayısının üst sınırının aşılmasını sağlamaktadır. Kısıt kümeleri (5.16), (5.17) ve (5.18) karar değişkenlerini tanımlar.

Problemin operasyonel bir problem olması, verilen matematiksel programlama modelinin bir çözüm üretme süresi, ve karar vericilerin kısa zamanda bir çözüm seçme zorunlulukları göz önünde bulundurulunca problemi etkileşimli bir algoritma ile çözmek karar vericinin operasyonel ihtiyaçları ile birebir örtüşmemektedir. Bu sebeple ikinci amaç fonksiyonuna Euro cinsinden cezalar ve matematiksel programlama problemine gecikme üst limitleri Oflac vd. (2017)'in önerdiği değerler

baz alınarak tanımlanmıştır. Bu şekilde hem taşıma hem de gecikme ile ilgili maliyetler tek amaç ile ve gerçek hayatı yansıtacak şekilde elleçlenebilmiştir. Sayısal deneylerde ceza maliyeti ve gecikme üst limiti için farklı değerler tanımlanarak farklı durumlardaki problem zorluğu ve maliyetler incelenmiş ve raporlanmıştır.

5.4 Sayısal Deneyler

Bu bölümde gerçekleştirilen sayısal deneyler ve sonuçları hakkında bilgi verilmiştir. Öncelikle rassal örnek oluşturma yaklaşımı açıklanmış, sonrasında ise deney sonuçları sunulmuştur.

Yukarıda önerilen matematiksel programlama problemi GAMS 23.9 ile modellenmiş ve IBM ILOG CPLEX 12.4 kullanılarak çözülmüştür. Tüm deneyler Intel® Core™ i5- 6600 CPU @ 3.30 GHz 3.31 GHz, 8 GB RAM GHz ve 64-bit özelliklerine sahip Windows 10 işletim sistemi üzerinde çalışan bir masaüstü bilgisayarda gerçekleştirilmiştir.

Çözücünün durması için iki koşul belirlenmiştir ve herhangi biri sağlandığında çözücü durmuştur. İlki 1 saatlik (3600 saniyelik) çözüm süresi koşuludur. Diğer koşul ise bilinen en iyi olurlu sonuç (üst sınır) ile alt sınır arasındaki farkın %5 veya daha az olmasıdır.

Tablo 5.1'de görüldüğü üzere 10 ve 20'lik olmak üzere her iki sipariş sayısı için sırasıyla 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7 gün geç kalınan gönderiler için cezalar tanımlanmış ve yine aynı şekilde 0, 50, 100, 150 ve 200 olmak üzere 5 farklı ceza bedeli için sonuçlar hesaplanmıştır. Burada her iki sipariş sayısı iki senaryo dâhilinde incelenmiştir. Birinci senaryoda, günlük ceza maliyeti sabit tutulmuş, geç kalınan gün sayısı 1'den 7'ye kadar sürekli artırılmış ve bununla ilgili olarak gecikilen gün sayısı arttıkça cezaların da azalacağı öngörülmüştür. Bunun nedeni, geç kalınan gün sayısı arttıkça cezalar da bu oranda hızla artmakta ve servis sağlayıcıları için de teslimat süresi önem kazanmaktadır. İkinci senaryoda ise, gün sayısı sabit tutulmuş fakat günlük ceza maliyetinde bir değişime gidilmiştir. Burada uygulanan ceza miktarının amaç fonksiyonu ve toplam ceza maliyeti üzerindeki etkileri görülmek istenmiş ve aralarında negatif bir ilişki olduğu öngörülmüştür. Bu senaryolardan yola çıkılarak örnekler iki aşamalı olarak çözülmüştür. Sipariş sayısı 10 ve 20 olan örnekler ile toplamda 220 adet deney yapılmıştır.

Tablo 5.2 ve Tablo 5.4'te sırasıyla 10'luk ve 20'lik siparişlerde gecikilen her bir gün için (1, 2, 3, 4,

Tablo 5.1. Örnek Oluşumunu Kontrol Eden Parametre Seviyeleri

Parametre	Seviye						
	1	2	3	4	5	6	7
I	10	20					
δ	1	2	3	4	5	6	7
p	0	50	100	150	200		

5, 6, 7) 1 saat içerisinde çözülen örnek adedi, ortalama işlem süresi (CPU), ortalama yüzdesel fark (optR), toplam ceza ve toplam maliyet raporlanmıştır.

Tablo 5.3 ve Tablo 5.5'te yine sırasıyla 10'luk ve 20'lik siparişlerde 4 gün geç teslimatına izin verilen siparişlerin her bir ceza değeri için ($p = \{0, 50, 100, 150, 200\}$) 1 saat içerisinde çözülen örnek adedi, ortalama işlem süresi (CPU), ortalama yüzdesel farkı (optR), toplam ceza ve toplam maliyeti raporlanmıştır.

Tablo 5.2. Sipariş sayısı 10 olan örneklerin sonuçları (p=100 için)

δ	1 Saat içinde çözülen	Ortalama CPU (sn)	Ortalama optR (%)	Toplam ceza	Toplam maliyet
1	10	302	4.76	561	13388
2	10	710	4.74	341	13126
3	7	1617	5.50	141	12908
4	5	1999	6.27	51	12841
5	6	2108	7.25	21	12772
6	4	2325	7.78	2	12728
7	5	2002	7.53	2	12698
Ortalama		1581	6.07	160	12923

Tablo 5.2'de görülmektedir ki geç kalınan her 1 gün sonrası ceza uygulamasına gidildiğinde en yüksek ceza ortalaması ortaya çıkmaktadır. Bu sebeple, bu gün sayısı için amaç fonksiyonu da en yüksek değerini almaktadır. Probleme bulunan çözümün alt sınır ile olan yüzdesel farkı geçikme üst limiti arttıkça artmaktadır ve en yüksek ortalama değer 7.78 olarak raporlanmıştır. Buradaki farkın geç kalınan gün sayısına bağlı olarak artmasının temel sebebi; problemin 7 güne kadar geç teslimata izin verilerek daha esnek hale getirilmesi ve çözüm uzayının genişlemesinden (daha önce aynı araçla taşınması imkansız olan yükler gecikmeye izin verildiğinde birlikte taşınabilir hale

gelmektedir) kaynaklanmaktadır. Böylece problemin çözümü zorlaşmış, ortalama çözüm süresi artmış, bir saat içerisinde çözülemeyen örnekler oluşmuş ve olurlu çözüm ile alt sınır arasındaki fark giderek artmıştır.

Ceza maliyetleri detaylı bir şekilde incelendiğinde görülmektedir ki geç kalınan her bir gün için ceza uygulandığında ceza maliyetleri giderek azalmaktadır ve cezaların amaç fonksiyonundaki yeri azaldığından, amaç fonksiyonunun toplam değeri de buna paralel bir şekilde azalmaktadır.

Tablo 5.3. Sipariş sayısı 10 olan örneklerin sonuçları ($\delta = 4$ için)

Ceza bedeli (Euro)	1 Saat içinde çözülen	Ortalama CPU (sn)	Ortalama optR (%)	Toplam Ceza	Toplam Maliyet
0	4	2283	7.46	2	12698
50	6	1646	5.40	72	12821
100	5	1999	6.27	51	12841
150	7	2151	5.45	76	12833
200	7	1928	4.69	101	12858
Ortalama		1581	5.85	60	12810

Tablo 5.3'de $\delta = 4$ gün için deney sonuçları raporlanmıştır. Ceza maliyetinin artması ile süre limiti içinde çözülen problem sayısı artış göstermekte ve ortalama fark genel olarak düşmektedir. Bunun sebebinin taşıma maliyetleri ve cezalar arasındaki ödünleşmenin azalması olduğu düşünülebilir. Ceza bedeli arttıkça toplam ceza miktarı artmakta ancak toplam maliyet daha düşük bir hızla artmaktadır.

Tablo 5.4. Sipariş sayısı 20 olan örneklerin sonuçları ($p=100$ için)

delta	1 Saat içinde çözülen	Ortalama CPU (sn)	Ortalama optR (%)	Toplam Ceza	Toplam Maliyet
1	13	2981	6.47	9520	21591
2	12	3036	7.95	3220	20634
3	12	3248	9.51	1324	20581
4	13	2889	8.66	1037	20273
5	13	2744	8.43	136	20059
6	12	2968	8.55	141	20212
7	13	2792	8.78	38	20034
Ortalama		2951	8.45	2532	22412

10 örneklı çözümlerde olduđu gibi, 20 örneklı çözümlerde de geç kalınan her 1 gün sonrası ceza uygulamasına gidildiğinde en yüksek ceza ortalaması görölmekte ve amaç fonksiyonu en yüksek deđerini almaktadır (Tablo 5.4). Burada probleme bulunan çözümlün alt sınır ile olan yüzdesel farkı 10 lu örneklerlerle karşılaştırıldığında artmış ve en yüksek ortalama deđer olan % 8.78'e ulaşmıştır. Yine, 10 lu örneklere olduđu gibi 20 örneklı çözümlerde de çözüm uzayı arttıkça problemin çözümlü zorlaşmış, ortalama çözüm süresi artmış, bir saat içerisinde çözülemeyen örnekler oluşmuş ve olurlu çözüm ile alt sınır arasındaki fark giderek artmıştır.

Her bir gün için toplam ceza maliyetine bakıldığında 10'luk örneklere olduđu gibi burada da ceza maliyetleri ve amaç fonksiyonunun toplam maliyeti paralel bir şekilde azalmaktadır.

Tablo 5.5. Sipariş sayısı 20 olan örneklere sonuçları ($\delta = 4$ için)

Ceza bedeli (Euro)	1 Saat içinde çözölen	Ortalama CPU (sn)	Ortalama optR (%)	Toplam Ceza	Toplam Maliyet
0	12	2942	8.74	54	20007
50	13	2922	8.48	982	20166
100	13	2889	8.54	1037	20273
150	13	2940	8.62	931	20282
200	12	2999	8.89	1834	20286
Ortalama		2938	8.66	968	20203

Tablo 5.5'te $\delta = 4$ gün için deney sonuçları raporlanmıştır. Ceza maliyetinin artması ile süre limiti içinde çözümlen problem sayısı 10 lu örneklere karşılaştırıldığında büyük oranda artış göstermekte ve ortalama fark da 10 lu örneklere farklı olarak genel olarak artmaktadır. Taşıma maliyetleri ve cezalar arasındaki ödünleşmenin azalmasıyla birlikte ceza bedeli arttıkça toplam ceza miktarı da artmakta ancak daha düşük bir hızla artmaktadır.

Tablo 5.4 ve Tablo 5.5'e bakarak söylenebilir ki sabit maliyetler uygulandıđı takdirde gecikilen gün sayısı arttıkça en iyi olurlu çözüme olan yüzdesel uzaklık artmakta, işlem süresi uzamaktadır. Ceza maliyeti artırıldığında ise olurlu çözüme yüzdesel olarak yaklaşılmakta ve daha kısa sürede problemin çözümlüne ulaşılmaktadır. Sabit maliyetler toplam ceza maliyetinin azalmasına sebep olmakta ve bu yüzden amaç fonksiyonunda da azalan maliyetlerle karşılaşılmaktadır. Ancak artan ceza maliyetleri uygulandıđında toplam ceza maliyeti artmakta ve bu durum da yine amaç fonksiyonundaki artışa neden olmaktadır.

Burada 4 günden sonra ceza maliyetlerinin artırılmasının temel sebebi müşteri hizmet seviyesinin dikkate alınmasıdır. Cezalar sabit bir maliyetle devam ettiğinde servis sağlayıcıları müşteri gönderilerini daha geç ulaştırabilmekte ve esnek davranmaktadırlar. Bu şekilde maliyetlerini düşürme imkânına sahip olmakta ancak müşteri memnuniyetini ikinci plana atmaktadırlar. Ceza maliyetleri arttığında ise problem en iyi olurlu çözüme olabildiğince yaklaşmış, müşteri gönderilerinin tahammül sınırı olan 4 günü aşmamasını ve müşteri memnuniyetinin sağlanması adına verilen yüksek ceza maliyetleri dolayı en yüksek ceza ve amaç fonksiyonu maliyeti toplamlarıyla karşılaşmıştır. Buradaki temel güdü müşteri memnuniyetsizliğinin servis sağlayıcılarına bir maliyet gibi gösterilmesi ve müşteri memnuniyetinin maliyet kadar önemli ikinci bir amaç olarak benimsenmesidir.

Tablo 5.6'da sırasıyla 10'luk ve 20'lik siparişler için (la:4) olarak belirtilen ve 4 gün geç giden gönderiler için amaç fonksiyonu her bir ceza değeri için (p:0, p:50, p:100, p:150, p:200) hesaplanmıştır. Ayrıca, her geç kalınan gün ceza maliyeti (p=100) sabit tutularak amaç fonksiyonunda meydana gelen değişimler yüzdesel olarak izlenmiştir. Tablo 5.7'de ilk iş paketinde önerilen matematiksel modeldeki (SCDP-1) araç sayısı ile geliştirilen modeldeki araç sayısı sırasıyla 10'luk ve 20'lik siparişlerde karşılaştırılmış ve yapılan iyileştirmelere yüzdesel olarak yer verilmiştir.

5.5 Sonuç

Raporun bu bölümünde, hem müşteri hem de hizmet sağlayıcılarının görüşleri göz önünde bulundurularak, zamanında teslimatın önemi ayrıntılı olarak incelenmiş; her iki tarafın teslimat performansı ve hizmet kriterleri ele alınmıştır. Hizmet sağlayıcıları tarafından bakıldığında, müşterilerin çoğunun gönderilerinin gecikmesi durumunda ilk günden başlayarak gün başına ceza uygulamalarına gittiği görülmüştür. Ayrıca, 4 günlük gecikmeden sonra ise ceza miktarının arttığı tespit edilmiştir. Raporunda, sırasıyla gün başına ve 4 gün geçtikten sonra uygulanan cezaların üst sınır ve alt sınır arasındaki yüzdesel fark, işlem süresinde çözüen örnek sayısı, işlem süresi, toplam ceza ve toplam maliyet fonksiyonu üzerindeki etkileri araştırılmıştır. Bu bağlamda, amaç fonksiyonunun değeri bulunurken maliyet ve müşteri hizmet seviyesi dikkate alınmış ve problem çok amaçlı karar verme problemi kapsamında incelenmiştir. Ayrıca müşterilerin günlük ceza uygulamalarının, amaç fonksiyonunda önemli oranda yüzdesel iyileşmeler sağladığı açıkça görülmüş; ancak 4 gün ve sonrasında uygulanan müşteri cezaları sonrası amaç fonksiyonunda yüzdesel olarak bir dü-

Tablo 5.6. Amaç Fonksiyonunda Yapılan Yüzdesel İyileştirmeler

10 örnekli çözümler											
Örnek	la:4 p: 0	la:4 p: 50	la:4 p: 100	la:4 p: 150	la:4 p: 200	la:1 p:100	la:2 p:100	la:3 p:100	la:5 p:100	la:6 p:100	la:7 p:100
1	57.80	54.05	53.83	53.83	54.28	49.40	50.73	52.95	54.27	53.83	54.71
2	42.40	42.40	42.40	42.40	42.40	41.93	41.93	41.93	42.40	42.40	42.40
3	49.77	49.13	48.92	48.71	48.50	45.52	46.79	48.07	49.35	49.77	49.77
4	38.34	38.30	38.30	38.30	38.30	36.21	37.46	38.30	38.30	38.34	38.34
5	26.86	26.86	26.86	26.86	26.86	25.93	26.40	26.86	26.86	26.86	26.86
6	43.08	43.08	43.08	43.08	43.08	40.14	41.73	42.59	43.08	43.08	43.08
7	29.43	28.74	28.51	28.05	27.58	25.72	26.65	27.58	29.45	29.45	29.45
8	47.81	47.39	47.81	47.81	47.81	46.57	47.40	47.81	47.81	47.81	47.81
9	48.94	48.09	47.67	47.67	47.67	44.72	46.83	47.67	48.09	48.90	48.94
10	52.95	50.83	50.61	51.62	50.74	47.64	49.41	51.18	51.46	52.50	52.94

20 örnekli çözümler											
Örnek	la:4 p: 0	la:4 p: 50	la:4 p: 100	la:4 p: 150	la:4 p: 200	la:1 p:100	la:2 p:100	la:3 p:100	la:5 p:100	la:6 p:100	la:7 p:100
1	39.89	39.25	39.04	39.32	39.85	37.24	38.02	38.06	39.65	39.97	39.97
2	39.50	39.40	39.51	39.01	39.17	37.29	38.71	38.84	39.60	39.50	39.51
3	41.12	40.20	40.04	39.77	39.77	35.44	37.77	32.98	40.58	40.85	41.12
4	43.70	42.20	42.50	41.11	41.90	35.62	41.01	43.40	44.00	39.26	43.70
5	41.79	40.97	40.36	41.80	41.80	38.75	40.17	40.42	41.80	41.52	41.09
6	31.22	31.24	31.24	31.24	30.91	27.96	29.60	30.91	31.26	31.24	31.57
7	41.47	41.48	41.48	41.48	41.48	38.73	40.38	40.38	41.48	40.92	41.48
8	35.23	34.93	34.63	34.94	34.63	32.33	34.34	34.94	34.63	35.54	34.63
9	40.78	40.27	37.99	38.06	36.61	23.61	36.39	38.70	40.09	40.05	40.91
10	41.23	41.24	40.96	40.69	40.96	39.58	40.41	40.69	41.24	40.96	41.23

Tablo 5.7. Araç Sayısında Yapılan Yüzdesel İyileştirmeler

Örnek	10 Örnek			20 Örnek		
	SCDP-1 araç sayısı	Geliştirilen Model araç sayısı	İyileştirme	SCDP-1 araç sayısı	Geliştirilen Model araç sayısı	İyileştirme
1	7	3	57.14	10	6	40.00
2	7	4	42.86	10	6	40.00
3	8	4	50.00	12	7	41.67
4	8	5	37.50	11	6	45.45
5	7	5	28.57	11	6	45.45
6	7	4	42.86	10	7	30.00
7	7	5	28.57	12	7	41.67
8	8	4	50.00	11	7	36.36
9	8	4	50.00	9	5	44.44
10	7	3	57.14	12	7	41.67
	Ortalama		44.46	Ortalama		40.67

şüşe sebep olmuştur. Araç sayısındaki yüzdesel iyileştirmelere bakıldığında, model yüzde 40'ın üzerinde bir iyileştirme sağlamış ve birinci iş paketindeki çözümlerle karşılaştırıldığında, araç sayısında yarı yarıya bir düşüş sağlanmıştır. Araç sayısındaki azalma maliyeti önemli ölçüde etkileyen bir gösterge olduğu için, bu azalmanın hem maliyet hem de müşteri hizmet seviyesini dikkate alan bir kazanım olduğu görülmüştür.

6. Sonuç

Bu projede karayolu parsiyel taşımacılık sektöründe karşılaşılan gerçek bir problem 4 farklı varsayım altında 4 farklı iş paketi olarak incelenmiştir.

Birinci iş paketinde hedef ülkede gidilen bölgelere göre, izlenen rotadan ve aracın gerçekleşen son durağından bağımsız sabit bir maliyet varsayımı altında çalışılmıştır. Bu durumda eldeki yükleri araca atama ve depodan veya direk aktarma kararları verilmekte, araç kapasitesini geçmeyecek ve maliyeti en küçükleyecek karar aranmaktadır. Problem için bir matematiksel model önerilmiş ve problemin çözüm karmaşıklığı incelenmiştir. Ayrıca iki alt sınır ve bir sezgisel üst sınır algoritması tanımlanmıştır. Matematiksel modeller, alt ve üst sınır algoritmaları rassal oluşturulmuş deney seti ile test edilmiştir. Deneyler sonucunda sezgisel yöntem ile alt sınır arasındaki ortalama farkın küçük problemlerde %0,1 ve büyük problemlerde ise %4,6 olduğu gözlenmiştir.

İkinci iş paketinde ilk iş paketindeki varsayımla ilgili bir tezat üzerine araç maliyeti için farklı bir yaklaşım güdülmüştür. Buna göre araç maliyetleri sabit rotaların maliyetlerine göre değil uğranılacak en uzak durağın mesafesine bağlı bir şekilde ölçülmüştür. Problem için matematiksel model geliştirilmiş ve kesin çözüm yöntemi önerilmiştir. Bu bağlamda, problem Dantzig-Wolfe yaklaşımı ile ayrıştırılmış, ana problem ve fiyatlandırma problemi tanımlanmıştır. Ayrıştırılan problem temel alınarak, fiyatlandırma probleminin her iterasyonda yeni kolon türetmesini mümkün kılan bir dal-fiyat algoritması (DFA) önerilmiştir. Önerilen algoritma, bir önceki iş paketinde kullanılan rassal örnek seti üzerinde test edilmiş ve yapılan testlerde kısa zaman içinde iyi çözümler ürettiği görülmüştür. Bunun yanında örnek büyüklüğü arttıkça fiyatlandırma probleminin en iyi çözümü için gerekli süre giderek artmaktadır. Bu sebeple, fiyatlandırma problemi için en iyi çözümden ödün verilerek, kısa sürede kaliteli çözümler üreten hızlı ve açgözlü sezgisel bir yöntem ile yeni kolonlar türetmek mümkündür.

Birinci ve ikinci iş paketlerinde yüklerin araca sığması hacim, ağırlık ve lade metre ölçütleri üzerinden kontrol edilmiştir. Ne var ki bu üç ölçüt açısından olurlu olan bir yük kümesinin gerçekte araca yüklenmesi kutu ebatlarından dolayı mümkün olmayabilir. Bu sebeple üçüncü iş paketinde araç-

ların gerçek hayatta dikkate alınan yükleme kısıtları açısından olurluluğunu kontrol eden sezgisel KYP algoritması önerilmiştir. Bu algoritma birinci ve ikinci iş paketlerinde önerilen çözüm yöntemlerine entegre edilmiş ve her yeni araç yaratıldığında, yüklerin araca yüklenebilirliği kontrol edilmiştir. Sezgisel KYP algoritması gerçek hayat beklentilerini karşılamakla birlikte, deney sonuçları göz önüne alındığında araçların bazı durumlarda verimsiz kullanıldığını göstermektedir. Bu noktada, iki ileri araştırma önerisi mümkündür. Öncelikle verimsiz kullanımın sebebinin yüklerin özelliklerinden kaynaklı olup olmadığı anlaşılmalıdır. Her iki çözüm yöntemi (DKA ve DFA) deneyleri sonucunda görülmüştür ki, araçların ağırlık kapasite kullanımı oldukça azdır ve bu durum yüklerin özelliklerinden kaynaklanmaktadır. Bu noktada daha küçük paket ebatlarına sahip yükler yaratılarak, kapasite kullanım oranının iyileşme düzeyi gözlemlenebilir. Bir diğer ileriki çalışma ise, DKA algoritmasında olumsuz olduğu tespit edilen araçlar için yasak listesi oluşturularak çözüm süresi performansı iyileştirilebilir.

Dördüncü iş paketinde hem müşteri hem de hizmet sağlayıcılarının görüşleri göz önünde bulundurularak, zamanında teslimatın önemi ayrıntılı olarak incelenmiş; her iki tarafın teslimat performansı ve hizmet kriterleri ele alınmıştır. Hizmet sağlayıcıları tarafından bakıldığında, müşterilerin çoğunun gönderilerinin gecikmesi durumunda ilk günden başlayarak gün başına ceza uygulamalarına gittiği görülmüştür. Ayrıca, 4 günlük gecikmeden sonra ise ceza miktarının arttığı tespit edilmiştir. Raporda, sırasıyla gün başına ve 4 gün geçtikten sonra uygulanan cezaların üst sınır ve alt sınır arasındaki yüzdesel fark, işlem süresinde çözülen örnek sayısı, işlem süresi, toplam ceza ve toplam maliyet fonksiyonu üzerindeki etkileri araştırılmıştır. Bu bağlamda, amaç fonksiyonunun değeri bulunurken maliyet ve müşteri hizmet seviyesi dikkate alınmış ve problem çok amaçlı karar verme problemi kapsamında incelenmiştir. Ayrıca müşterilerin günlük ceza uygulamalarının, amaç fonksiyonunda önemli oranda yüzdesel iyileşmeler sağladığı açıkça görülmüş; ancak 4 gün ve sonrasında uygulanan müşteri cezaları sonrası amaç fonksiyonunda yüzdesel olarak bir düşüşe sebep olmuştur. Araç sayısındaki yüzdesel iyileştirmelere bakıldığında, model yüzde 40'ın üzerinde bir iyileştirme sağlamış ve birinci iş paketindeki çözümlerle karşılaştırıldığında, araç sayısında yarı yarıya bir düşüş sağlanmıştır. Araç sayısındaki azalma maliyeti önemli ölçüde etkileyen bir gösterge olduğu için, bu azalmanın hem maliyet hem de müşteri hizmet seviyesini dikkate alan bir kazanım olduğu görülmüştür.

Proje de ele alınan 4 problem içinde hedeflenen sonuçlara ulaşılmış proje kapsamında bir doktora

bir yüksek lisans tezi tamamlanmıştır. Proje ekibi, proje konusu problemi bir vaka olarak tanımlamış ve bu vaka ile INFORMS Vaka ve Ders Materyali yarışmasında (INFORMS Annual Meeting 2016, Case and Teaching Material Competition) finale kalma başarısı göstermiştir. Ayrıca projede geliştirilen algoritmalar bir ürün fikrine dönüştürülmüş ve proje ekibi TÜBİTAK TEYDEB 1512 (Teknogirişim Sermayesi Desteği Programı) kapsamında destek alarak bir İzmir Bilimpark'ta bir şirket kurmuşlardır. Bunun yanında çalışmaların akademik yayınlara dönüştürülmeleri ile ilgili süreç devam etmektedir.

Kaynakça

- Attanasio, A., Fuduli, A., Ghiani, G., ve Triki, C., 2007. "Integrated shipment dispatching and packing problems: a case study". *Journal of Mathematical Modelling and Algorithms*, 6(1), 77–85.
- Barcos, L., Rodríguez, V., Álvarez, M.J., ve Robusté, F., 2010. "Routing design for less-than-truckload motor carriers using ant colony optimization". *Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review*, 46(3), 367–383.
- Barnhart, C., Johnson, E.L., Nemhauser, G.L., Savelsbergh, M.W.P., ve Vance, P.H., 1998. "Branch-and-price: Column generation for solving huge integer programs". *Operations Research*, 46(3), 316–329.
- Barnhart, C., ve Schneur, R.R., 1996. "Air network design for express shipment service". *Operations Research*, 44(6), 852–863.
- Beltrán, J.D., Calderón, J.E., Cabrera, R.J., Moreno-Pérez, J.A., ve Moreno-Vega, J.M., 2004. "Grasp-vns hybrid for the strip packing problem." *Hybrid metaheuristics, 2004*, 79–90.
- Berger, J., Barkaoui, M., ve Braysy, O., 2003. "A route-directed hybrid genetic approach for the vehicle routing problem with time windows". *Information Systems and Operational Research*, 41(2), 179–194.
- Bischoff, E., ve Ratcliff, M., 1995a. "Issues in the development of approaches to container loading". *Omega*, 23(4), 377 – 390.
- Bischoff, E.E., 1991. "Stability aspects of pallet loading". *Operations-Research-Spektrum*, 13(4), 189–197.

- Bischoff, E.E., ve Marriott, M.D., 1990. "A comparative evaluation of heuristics for container loading". *European Journal of Operational Research*, 44(2), 267 – 276.
- Bischoff, E.E., ve Ratcliff, M., 1995b. "Issues in the development of approaches to container loading". *Omega*, 23(4), 377–390.
- Bortfeldt, A., ve Gehring, H., 1998. *Applying Tabu Search to Container Loading Problems*. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 533–538.
- Bortfeldt, A., Gehring, H., ve Mack, D., 2003. "A parallel tabu search algorithm for solving the container loading problem". *Parallel Computing*, 29(5), 641 – 662, parallel computing in logistics.
- Bortfeldt, A., ve Wäscher, G., 2013. "Constraints in container loading—a state-of-the-art review". *European Journal of Operational Research*, 229(1), 1–20.
- Bowersox, D.J., Stank, T.P., ve Daugherty, P.J., 1999. "Lean launch: managing product introduction risk through response-based logistics". *Journal of Product Innovation Management*, 16(6), 557–568.
- Ceschia, S., ve Schaerf, A., 2013. "Local search for a multi-drop multi-container loading problem". *Journal of Heuristics*, 19(2), 275–294.
- Ceyhan, G., ve Özpeynirci, Ö., 2016. "A branch and price algorithm for the pharmacy duty scheduling problem". *Computers & Operations Research*, 72, 175–182.
- Chen, C., Lee, S.M., ve Shen, Q., 1995. "An analytical model for the container loading problem". *European Journal of Operational Research*, 80(1), 68–76.
- Chen, Z.L., ve Powell, W.B., 1999. "Solving Parallel Machine Scheduling Problems by Column Generation". *INFORMS Journal on Computing*, 11(1), 78–94.
- Christensen, S.G., ve Rousøe, D.M., 2009. "Container loading with multi-drop constraints". *International Transactions in Operational Research*, 16(6), 727–743.
- Coffman Jr, E.G., Garey, M.R., ve Johnson, D.S., 1996. "Approximation algorithms for bin packing: a survey". *Approximation algorithms for NP-hard problems*, PWS Publishing Co., 46–93.
- Crainic, T.G., 1984. "A comparison of two methods for tactical planning in rail freight transportation". *Operational Research'84: Proceedings*.

- Crainic, T.G., 2000. "Service network design in freight transportation". *European Journal of Operational Research*, 122(2), 272–288.
- Crainic, T.G., 2003. *Long-haul freight transportation*. Springer.
- Crainic, T.G., ve Laporte, G., 1997. "Planning models for freight transportation". *European Journal of Operational Research*, 97(3), 409–438.
- Crainic, T.G., ve Rousseau, J.M., 1986. "Multicommodity, multimode freight transportation: A general modeling and algorithmic framework for the service network design problem". *Transportation Research Part B: Methodological*, 20(3), 225–242.
- Cunha, C.B., ve Silva, M.R., 2007. "A genetic algorithm for the problem of configuring a hub-and-spoke network for a ltl trucking company in brazil". *European Journal of Operational Research*, 179(3), 747–758.
- Dantzig, G.B., ve Ramser, J.H., 1959. "The truck dispatching problem". *Management Science*, 6(1), 80–91.
- Davies, A.P., ve Bischoff, E.E., 1999. "Weight distribution considerations in container loading". *European Journal of Operational Research*, 114(3), 509–527.
- Desaulniers, G., Rakke, J.G., ve Coelho, L.C., 2016. "A branch-price-and-cut algorithm for the inventory-routing problem". *Transportation Science*, 50(3), 1060–1076.
- Desrochers, M., Desrosiers, J., ve Solomon, M., 1992. "A New Optimization Algorithm for the Vehicle Routing Problem with Time Windows". *Operations Research*, 40(2), 342–354.
- Desrosiers, J., Dumas, Y., ve Soumis, F., 1986. "A dynamic programming solution of the large-scale single-vehicle dial-a-ride problem with time windows". *American Journal of Mathematical and Management Sciences*, 6(3-4), 301–325.
- Desrosiers, J., ve Lübbecke, M.E., 2005. "A primer in column generation". *Column Generation*, Springer, 1–32.
- Desrosiers, J., Soumis, F., ve Desrochers, M., 1984. "Routing with time windows by column generation". *Networks*, 14, 545–565.

- Dumas, Y., Desrosiers, J., ve Soumis, F., 1991. "The pickup and delivery problem with time windows". *European Journal of Operational Research*, 54(1), 7–22.
- Estrada, M., ve Robusté, F., 2009. "Long-haul shipment optimization for less-than-truckload carriers". *Transportation Research Record: Journal of the Transportation Research Board*, (2091), 12–20.
- Fayed, H.A., ve Atiya, A.F., 2013. "A mixed breadth-depth first strategy for the branch and bound tree of euclidean k-center problems". *Computational Optimization and Applications*, 54(3), 675–703.
- Fischetti, M., Toth, P., ve Vigo, D., 1994. "A branch-and-bound algorithm for the capacitated vehicle routing problem on directed graphs". *Operations Research*, 42(5), 846–859.
- Fleszar, K., ve Hindi, K.S., 2002. "New heuristics for one-dimensional bin-packing". *Computers & operations research*, 29(7), 821–839.
- Fleszar, K., Osman, I.H., ve Hindi, K.S., 2009. "A variable neighbourhood search algorithm for the open vehicle routing problem". *European Journal of Operational Research*, 195(3), 803–809.
- Fu, Z., Eglese, R., ve Li, L.Y., 2005. "A new tabu search heuristic for the open vehicle routing problem". *Journal of the Operational Research Society*, 56(3), 267–274.
- Fuellerer, G., Doerner, K.F., Hartl, R.F., ve Iori, M., 2010. "Metaheuristics for vehicle routing problems with three-dimensional loading constraints". *European Journal of Operational Research*, 201(3), 751 – 759.
- García-López, F., Melián-Batista, B., Moreno-Pérez, J.A., ve Moreno-Vega, J.M., 2002. "The parallel variable neighborhood search for the p-median problem". *Journal of Heuristics*, 8(3), 375–388.
- Garg, D., Narahari, Y., ve Viswanadham, N., 2003. "A new approach to achieving sharp and timely deliveries in supply chain networks". *Intelligent Robots and Systems, 2003.(IROS 2003). Proceedings. 2003 IEEE/RSJ International Conference on*, volume 3, IEEE, 2315–2320.
- Garg, D., Narahari, Y., ve Viswanadham, N., 2004. "Design of six sigma supply chains". *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 1(1), 38–57.

- Gehring, H., ve Bortfeldt, A., 1997. "A genetic algorithm for solving the container loading problem". *International Transactions in Operational Research*, 4(5-6), 401–418.
- Gehring, H., Menschner, K., ve Meyer, M., 1990. "A computer-based heuristic for packing pooled shipment containers". *European Journal of Operational Research*, 44(2), 277 – 288.
- Gendreau, M., Iori, M., Laporte, G., ve Martello, S., 2006a. "A tabu search algorithm for a routing and container loading problem". *Transportation Science*, 40(3), 342–350.
- Gendreau, M., Iori, M., Laporte, G., ve Martello, S., 2006b. "A tabu search algorithm for a routing and container loading problem". *Transportation Science*, 40(3), 342–350.
- George, J., ve Robinson, D., 1980. "A heuristic for packing boxes into a container". *Computers & Operations Research*, 7(3), 147 – 156.
- Ghiani, G., Laporte, G., ve Musmanno, R., 2004. *Introduction to Logistics Systems Planning and Control*. John Wiley & Sons.
- Guiffrida, A.L., ve Nagi, R., 2006. "Cost characterizations of supply chain delivery performance". *International Journal of Production Economics*, 102(1), 22–36.
- Gunasekaran, A., Patel, C., ve McGaughey, R.E., 2004. "A framework for supply chain performance measurement". *International journal of production economics*, 87(3), 333–347.
- Hansen, P., ve Mladenović, N., 1997. "Variable neighborhood search for the p-median". *Location Science*, 5(4), 207–226.
- Hansen, P., ve Mladenović, N., 2001. "Variable neighborhood search: Principles and applications". *European Journal of Operational Research*, 130(3), 449–467.
- Hansen, P., Oğuz, C., ve Mladenović, N., 2008. "Variable neighborhood search for minimum cost berth allocation". *European Journal of Operational Research*, 191(3), 636–649.
- Hemminki, J., 1994. "Container loading with variable strategies in each layer". Technical report, University of Turku, Institute of Applied Mathematics.
- Hemminki, J., Leipala, T., ve Nevalainen, O., 1998. "On-line packing with boxes of different sizes". *International Journal of Production Research*, 36(8), 2225–2245.

- Jarrah, A.I., Johnson, E., ve Neubert, L.C., 2009. "Large-scale, less-than-truckload service network design". *Operations Research*, 57(3), 609–625.
- Junqueira, L., Morabito, R., ve Yamashita, D.S., 2011. "Mip-based approaches for the container loading problem with multi-drop constraints". *Annals of Operations Research*, 199(1), 51–75.
- Junqueira, L., Morabito, R., ve Yamashita, D.S., 2012. "Three-dimensional container loading models with cargo stability and load bearing constraints". *Computers & Operations Research*, 39(1), 74–85.
- Katayama, H., ve Bennett, D., 1999. "Agility, adaptability and leanness: A comparison of concepts and a study of practice". *International Journal of Production Economics*, 60, 43–51.
- Khebbache-Hadji, S., Prins, C., Yalaoui, A., ve Reghioui, M., 2013. "Heuristics and memetic algorithm for the two-dimensional loading capacitated vehicle routing problem with time windows". *Central European Journal of Operations Research*, 21(2), 307–336.
- Kim, D., Barnhart, C., Ware, K., ve Reinhardt, G., 1999. "Multimodal express package delivery: A service network design application". *Transportation Science*, 33(4), 391–407.
- Kocatürk, F., ve Özpeynirci, Ö., 2014. "Variable neighborhood search for the pharmacy duty scheduling problem". *Computers & Operations Research*, 51, 218–226.
- Kuo, Y., 2010. "Using simulated annealing to minimize fuel consumption for the time-dependent vehicle routing problem". *Computers & Industrial Engineering*, 59(1), 157–165.
- Lee, H.L., 2001. "E-business and supply chain integration". *Proc SGSCMF'01*, Nov.
- Lee, Y.H., Jung, J.W., ve Lee, K.M., 2006. "Vehicle routing scheduling for cross-docking in the supply chain". *Computers & Industrial Engineering*, 51(2), 247–256.
- Li, D., ve O'Brien, C., 1999. "Integrated decision modelling of supply chain efficiency". *International journal of production economics*, 59(1-3), 147–157.
- Lin, J.L., Chang, C.H., ve Yang, J.Y., 2006. "A study of optimal system for multiple-constraint multiple-container packing problems". *Advances in Applied Artificial Intelligence*, Springer, 1200–1210.

- Litman, T., 2016. Well measured. Victoria Transport Policy Institute.
- Liu, J., Yue, Y., Dong, Z., Maple, C., ve Keech, M., 2011a. "A novel hybrid tabu search approach to container loading". *Computers & Operations Research*, 38(4), 797–807.
- Liu, J., Yue, Y., Dong, Z., Maple, C., ve Keech, M., 2011b. "A novel hybrid tabu search approach to container loading". *Computers & Operations Research*, 38(4), 797 – 807.
- Liu, Z., Meng, Q., Wang, S., ve Sun, Z., 2014. "Global intermodal liner shipping network design". *Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review*, 61, 28–39.
- Ljubić, I., 2007. "A hybrid vns for connected facility location". *Hybrid Metaheuristics*, Springer, 157–169.
- Lodi, A., Martello, S., ve Vigo, D., 2002. "Heuristic algorithms for the three-dimensional bin packing problem". *European Journal of Operational Research*, 141(2), 410 – 420.
- Loh, T., ve Nee, A., 1992. "A packing algorithm for hexahedral boxes". *Proceedings of the Conference of Industrial Automation*, Singapore, volume 115126, 115–126.
- Lübbecke, M.E., ve Desrosiers, J., 2005. "Selected topics in column generation". *Operations Research*, 53(6), 1007–1023.
- Marin, A., ve Salmerón, J., 1996. "Tactical design of rail freight networks. part i: Exact and heuristic methods". *European Journal of Operational Research*, 90(1), 26–44.
- Martello, S., Pisinger, D., ve Vigo, D., 2000. "The three-dimensional bin packing problem". *Operations Research*, 48(2), 256–267.
- Mason, S.J., Ribera, P.M., Farris, J.A., ve Kirk, R.G., 2003. "Integrating the warehousing and transportation functions of the supply chain". *Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review*, 39(2), 141–159.
- Meier, H., Lagemann, H., Morlock, F., ve Rathmann, C., 2013. "Key performance indicators for assessing the planning and delivery of industrial services". *Procedia Cirp*, 11, 99–104.
- Michael, K., ve McCathie, L., 2005. "The pros and cons of rfid in supply chain management". *Mobile Business*, 2005. ICMB 2005. International Conference on, IEEE, 623–629.

- Mladenović, N., ve Hansen, P., 1997. "Variable neighborhood search". *Computers & Operations Research*, 24(11), 1097–1100.
- Morgan, C., ve Dewhurst, A., 2008. "Multiple retailer supplier performance: An exploratory investigation into using spc techniques". *International Journal of Production Economics*, 111(1), 13–26.
- Moura, A., ve Oliveira, J.F., 2005. "A grasp approach to the container-loading problem". *IEEE Intelligent Systems*, 20(4), 50–57.
- Moura, A., ve Oliveira, J.F., 2009. "An integrated approach to the vehicle routing and container loading problems". *OR Spectrum*, 31(4), 775–800.
- Muter, I., Cordeau, J.F., ve Laporte, G., 2014. "A branch-and-price algorithm for the multidepot vehicle routing problem with interdepot routes". *Transportation Science*, 48(3), 425–441.
- Novich, N., 1990. "Distribution strategy: are you thinking small enough?" *MIT Sloan Management Review*, 32(1), 71.
- Oflac, B., Lafci, S., Tokcaer, S., ve Ozpeynirci, O., 2017. "Teknik rapor 2017-01".
- Parreño, F., Alvarez-Valdes, R., Tamarit, J.M., ve Oliveira, J.F., 2008. "A maximal-space algorithm for the container loading problem". *INFORMS Journal on Computing*, 20(3), 412–422.
- Pisinger, D., 2002. "Heuristics for the container loading problem". *European Journal of Operational Research*, 141(2), 382 – 392.
- Powell, W.B., 1986. "A local improvement heuristic for the design of less-than-truckload motor carrier networks". *Transportation Science*, 20(4), 246–257.
- Powell, W.B., ve Sheffi, Y., 1983. "The load planning problem of motor carriers: Problem description and a proposed solution approach". *Transportation Research Part A: General*, 17(6), 471–480.
- Powell, W.B., ve Sheffi, Y., 1989. "Design and implementation of an interactive optimization system for network design in the motor carrier industry". *Operations Research*, 37(1), 12–29.
- Ratcliff, M.S.W., ve Bischoff, E.E., 1998. "Allowing for weight considerations in container loading". *Operations-Research-Spektrum*, 20(1), 65–71.

- Reuters, 2010. "Wal-mart toughens delivery deadlines for suppliers". <https://www.reuters.com/article/walmart-shipping/wal-mart-toughens-delivery-deadlines-for-suppliers-idUSN0911584120100> son Erişim Tarihi: 2017-12-25.
- Rupp, T.M., ve Ristic, M., 2004. "Determination and exchange of supply information for co-operation in complex production networks". *Robotics and Autonomous Systems*, 49(3-4), 181–191.
- Sariklis, D., ve Powell, S., 2000. "A heuristic method for the open vehicle routing problem". *Journal of the Operational Research Society*, 564–573.
- Savelsbergh, M.W., 1992. "The vehicle routing problem with time windows: Minimizing route duration". *ORSA Journal on Computing*, 4(2), 146–154.
- Schneiderman, A.M., 1996. "Metrics for the order fulfillment process (part 2)". *Journal of Cost Management*, 10, 6–18.
- Slywotzky, A., Morrison, D., ve Weber, K., 2001. *How Digital Is Your Business?* Crown Publishing Group.
- Solomon, M.M., 1984. "Vehicle routing and scheduling with time window constraints: Models and algorithms". Technical report, No. 84-17364 UMI.
- Solyali, O., ve Özpeynirci, Ö., 2009. "Operational fixed job scheduling problem under spread time constraints: a branch-and-price algorithm". *International Journal of Production Research*, 47(7), 1877–1893.
- Stewart, G., 1995. "Supply chain performance benchmarking study reveals keys to supply chain excellence". *Logistics Information Management*, 8(2), 38–44.
- Stock, J., ve Lambert, D., 2001. *Strategic Logistics Management*. Marketing & advertising series, McGraw-Hill/Irwin.
- Tannock, J., Cao, B., Farr, R., ve Byrne, M., 2007. "Data-driven simulation of the supply-chain—insights from the aerospace sector". *International journal of production economics*, 110(1-2), 70–84.

- Tarantilis, C.D., Zachariadis, E.E., ve Kiranoudis, C.T., 2009. "A hybrid metaheuristic algorithm for the integrated vehicle routing and three-dimensional container-loading problem". *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems*, 10(2), 255–271.
- van den Akker, J.M., Hoogeveen, J.A., ve van de Velde, S.L., 1999. "Parallel machine scheduling by column generation". *Operations Research*, 47(6), 862–872.
- Vance, P.H., 1998. "Branch-and-price algorithms for the one-dimensional cutting stock problem". *Computational Optimization and Applications*, 9(3), 211–228.
- Vanderbeck, F., 1999. "Computational study of a column generation algorithm for bin packing and cutting stock problems". *Mathematical Programming*, 86(3), 565–594.
- Wang, Z., Li, K.W., ve Levy, J.K., 2008. "A heuristic for the container loading problem: A tertiary-tree-based dynamic space decomposition approach". *European Journal of Operational Research*, 191(1), 86–99.
- Wieberneit, N., 2008. "Service network design for freight transportation: a review". *OR Spectrum*, 30(1), 77–112.
- Wu, Y., Li, W., Goh, M., ve de Souza, R., 2010. "Three-dimensional bin packing problem with variable bin height". *European Journal of Operational Research*, 202(2), 347 – 355.
- Zhao, X., Bennell, J.A., Bektaş, T., ve Dowsland, K., 2016. "A comparative review of 3d container loading algorithms". *International Transactions in Operational Research*, 23(1-2), 287–320.

Ek 1: 1.İş Paketi Deneş Sonuları

1. İş Paketi Deneş Sonuları

				BASIC MATH MODEL				IMPROVED MATH MODEL				LB1			LB2			BEST POS.			VNS		
I	A	B	D	#	Z	BP	CPU	GAP	Z	BP	CPU	GAP	BP	CPU	BP	CPU	Known	BP	UB	GAP	CPU		
10	10	0	1	1	21100.0	21100.0	1.2	0.00	21100.0	21100.0	0.8	0.00	21100.0	1.7	21100.0	0.4	21100.0	21100.0	21100.0	0.00	5.02		
10	10	0	1	2	20700.0	20700.0	0.8	0.00	20700.0	20700.0	0.8	0.00	20700.0	2.3	20700.0	0.4	20700.0	20700.0	20700.0	0.00	4.21		
10	10	0	1	3	21000.0	21000.0	1.3	0.00	21000.0	21000.0	1.4	0.00	21000.0	13.2	21000.0	3.3	21000.0	21000.0	21000.0	0.00	4.53		
10	10	0	1	4	23394.1	23394.1	0.8	0.00	23394.1	23394.1	1.0	0.00	23394.1	2.8	23394.1	0.5	23394.1	23394.1	23394.1	0.00	4.15		
10	10	0	1	5	22636.5	22636.5	1.3	0.00	22636.5	22636.5	1.0	0.00	22636.5	5.8	22636.5	1.4	22636.5	22636.5	22636.5	0.00	6.10		
10	10	0	1	6	26000.0	26000.0	1.3	0.00	26000.0	26000.0	1.0	0.00	26000.0	6.4	26000.0	1.2	26000.0	26000.0	26000.0	0.00	6.23		
10	10	0	1	7	27400.0	27400.0	0.9	0.00	27400.0	27400.0	0.9	0.00	27400.0	2.4	27400.0	1.1	27400.0	27400.0	27400.0	0.00	10.73		
10	10	0	1	8	18029.7	18029.7	2.4	0.00	18029.7	18029.7	1.5	0.00	18029.7	8.4	18029.7	0.8	18029.7	18029.7	18029.7	0.00	6.34		
10	10	0	1	9	25302.0	25302.0	1.5	0.00	25302.0	25302.0	1.0	0.00	25302.0	8.2	25302.0	0.6	25302.0	25302.0	25302.0	0.00	5.31		
10	10	0	1	10	20700.0	20700.0	1.5	0.00	20700.0	20700.0	1.0	0.00	20700.0	3.1	20700.0	0.6	20700.0	20700.0	20700.0	0.00	6.17		
10	10	0	2	1	20900.0	20900.0	1.2	0.00	20900.0	20900.0	1.0	0.00	20900.0	1.7	20900.0	0.4	20900.0	20900.0	20900.0	0.00	4.16		
10	10	0	2	2	20981.2	20981.2	1.4	0.00	20981.2	20981.2	1.1	0.00	20981.2	2.3	20981.2	0.6	20981.2	20981.2	20981.2	0.00	6.56		
10	10	0	2	3	20480.8	20480.8	0.9	0.00	20480.8	20480.8	1.0	0.00	20480.8	4.0	20480.8	1.9	20480.8	20480.8	20480.8	0.00	4.28		
10	10	0	2	4	23400.0	23400.0	0.8	0.00	23400.0	23400.0	0.7	0.00	23400.0	4.5	23400.0	0.4	23400.0	23400.0	23400.0	0.00	4.21		
10	10	0	2	5	21200.0	21200.0	1.3	0.00	21200.0	21200.0	1.5	0.00	21200.0	5.7	21200.0	0.8	21200.0	21200.0	21200.0	0.00	8.31		
10	10	0	2	6	23092.3	23092.3	1.0	0.00	23092.3	23092.3	0.9	0.00	23092.3	1.5	23092.3	0.6	23092.3	23092.3	23092.3	0.00	5.47		
10	10	0	2	7	18656.7	18656.7	1.1	0.00	18656.7	18656.7	0.9	0.00	18656.7	1.6	18656.7	0.6	18656.7	18656.7	18656.7	0.00	4.02		
10	10	0	2	8	26884.3	26884.3	1.0	0.00	26884.3	26884.3	1.0	0.00	26884.3	5.3	26884.3	0.7	26884.3	26884.3	26884.3	0.00	4.84		
10	10	0	2	9	17021.4	17021.4	1.4	0.00	17021.4	17021.4	1.3	0.00	17021.4	5.0	17021.4	1.9	17021.4	17021.4	17021.4	0.00	4.67		
10	10	0	2	10	18897.0	18897.0	1.3	0.00	18897.0	18897.0	1.3	0.00	18897.0	7.2	18897.0	0.7	18897.0	18897.0	18897.0	0.00	3.79		
10	10	0	3	1	22584.8	22584.8	0.8	0.00	22584.8	22584.8	0.7	0.00	22584.8	1.7	22584.8	0.4	22584.8	22584.8	22584.8	0.00	4.20		
10	10	0	3	2	21181.2	21181.2	1.2	0.00	21181.2	21181.2	1.5	0.00	21181.2	3.1	21181.2	0.7	21181.2	21181.2	21181.2	0.00	6.15		
10	10	0	3	3	23496.1	23496.1	1.3	0.00	23496.1	23496.1	1.5	0.00	23496.1	8.4	23496.1	3.1	23496.1	23496.1	23496.1	0.00	5.46		

1. İş Paketi Deneç Sonuçları

I	A	B	D	#	BASIC MATH MODEL				IMPROVED MATH MODEL				LB1			LB2			BEST POS.			VNS				
					Z	BP	CPU	GAP	Z	BP	CPU	GAP	BP	CPU	BP	CPU	BP	CPU	Known BP	UB	GAP	CPU	BP	CPU	Known BP	UB
10	10	0	3	4	23986.7	23986.7	0.7	0.0	23986.7	23986.7	0.7	0.0	23986.7	23986.7	4.0	23986.7	0.4	23986.7	23986.7	23986.7	23986.7	23986.7	23986.7	23986.7	0.0	4.24
10	10	0	3	5	21591.0	21591.0	1.0	0.0	21591.0	21591.0	1.0	0.0	21591.0	21591.0	6.9	21591.0	2.4	21591.0	21591.0	21591.0	21591.0	21591.0	21591.0	21591.0	0.0	4.30
10	10	0	3	6	20424.1	20424.1	1.2	0.0	20424.1	20424.1	1.2	0.0	20424.1	20424.1	6.7	20424.1	1.5	20424.1	20424.1	20424.1	20424.1	20424.1	20424.1	20424.1	0.0	5.36
10	10	0	3	7	21473.0	21473.0	1.0	0.0	21473.0	21473.0	1.4	0.0	21473.0	21473.0	21.2	21473.0	0.6	21473.0	21473.0	21473.0	21473.0	21473.0	21473.0	21473.0	0.0	3.85
10	10	0	3	8	24261.5	24261.5	1.1	0.0	24261.5	24261.5	0.8	0.0	24261.5	24261.5	2.3	24261.5	0.4	24261.5	24261.5	24261.5	24261.5	24261.5	24261.5	24261.5	0.0	4.56
10	10	0	3	9	23700.0	23700.0	1.0	0.0	23700.0	23700.0	0.9	0.0	23700.0	23700.0	5.0	23700.0	1.2	23700.0	23700.0	23700.0	23700.0	23700.0	23700.0	23700.0	0.0	4.09
10	10	0	3	10	22576.7	22576.7	1.0	0.0	22576.7	22576.7	1.0	0.0	22576.7	22576.7	3.1	22576.7	0.6	22576.7	22576.7	22576.7	22576.7	22576.7	22576.7	22576.7	0.0	9.11
10	10	1	1	1	11700.0	11700.0	41.1	0.0	11700.0	11700.0	22.8	0.0	11700.0	11700.0	1.5	11700.0	41.7	11700.0	11700.0	11700.0	11700.0	11700.0	11700.0	11700.0	0.0	12.28
10	10	1	1	2	17600.0	17600.0	1.3	0.0	17600.0	17600.0	1.5	0.0	17600.0	17600.0	1.0	17600.0	4.8	17600.0	17600.0	17600.0	17600.0	17600.0	17600.0	17600.0	0.0	7.34
10	10	1	1	3	15000.0	15000.0	10.2	0.0	15000.0	15000.0	4.0	0.0	15000.0	15000.0	1.7	15000.0	18.2	15000.0	15000.0	15000.0	15000.0	15000.0	15000.0	15000.0	0.0	9.87
10	10	1	1	4	23131.7	23131.7	4.7	0.0	23131.7	23131.7	2.5	0.0	23131.7	23131.7	1.0	23131.7	5.9	23131.7	23131.7	23131.7	23131.7	23131.7	23131.7	23131.7	0.0	2.25
10	10	1	1	5	19636.5	19636.5	4.6	0.0	19636.5	19636.5	4.0	0.0	19636.5	19636.5	1.5	19636.5	9.7	19636.5	19636.5	19636.5	19636.5	19636.5	19636.5	19636.5	0.0	5.33
10	10	1	1	6	14436.1	14436.1	2.6	0.0	14436.1	14436.1	2.3	0.0	14436.1	14436.1	1.5	14436.1	11.5	14436.1	14436.1	14436.1	14436.1	14436.1	14436.1	14436.1	0.0	1.23
10	10	1	1	7	18300.0	18300.0	1.7	0.0	18300.0	18300.0	1.6	0.0	18300.0	18300.0	1.4	18300.0	6.2	18300.0	18300.0	18300.0	18300.0	18300.0	18300.0	18300.0	0.0	3.89
10	10	1	1	8	15229.7	15229.7	2.5	0.0	15229.7	15229.7	3.0	0.0	15229.7	15229.7	1.2	15229.7	1.6	15229.7	15229.7	15229.7	15229.7	15229.7	15229.7	15229.7	0.0	4.93
10	10	1	1	9	19702.0	19702.0	1.8	0.0	19702.0	19702.0	1.4	0.0	19702.0	19702.0	1.2	19702.0	6.0	19702.0	19702.0	19702.0	19702.0	19702.0	19702.0	19702.0	0.0	5.07
10	10	1	1	10	9848.7	9848.7	19.7	0.0	9848.7	9848.7	14.7	0.0	9848.7	9848.7	1.8	9848.7	82.8	9848.7	9848.7	9848.7	9848.7	9848.7	9848.7	9848.7	0.0	3.80
10	10	1	2	1	12462.5	12462.5	2.6	0.0	12462.5	12462.5	2.0	0.0	12462.5	12462.5	1.5	12462.5	7.9	12462.5	12462.5	12462.5	12462.5	12462.5	12462.5	12462.5	0.0	3.32
10	10	1	2	2	15281.2	15281.2	2.8	0.0	15281.2	15281.2	2.0	0.0	15281.2	15281.2	1.4	15281.2	1.4	15281.2	15281.2	15281.2	15281.2	15281.2	15281.2	15281.2	0.0	5.67
10	10	1	2	3	14800.0	14800.0	2.3	0.0	14800.0	14800.0	3.0	0.0	14800.0	14800.0	1.5	14800.0	5.9	14800.0	14800.0	14800.0	14800.0	14800.0	14800.0	14800.0	0.0	1.68
10	10	1	2	4	17600.0	17600.0	1.7	0.0	17600.0	17600.0	1.8	0.0	17600.0	17600.0	1.0	17600.0	2.4	17600.0	17600.0	17600.0	17600.0	17600.0	17600.0	17600.0	0.0	7.25
10	10	1	2	5	18400.0	18400.0	3.8	0.0	18400.0	18400.0	3.9	0.0	18400.0	18400.0	1.4	18400.0	14.1	18400.0	18400.0	18400.0	18400.0	18400.0	18400.0	18400.0	0.0	3.21
10	10	1	2	6	16291.5	16291.5	1.8	0.0	16291.5	16291.5	1.6	0.0	16291.5	16291.5	1.4	16291.5	6.7	16291.5	16291.5	16291.5	16291.5	16291.5	16291.5	16291.5	0.0	1.87
10	10	1	2	7	18456.7	18456.7	2.6	0.0	18456.7	18456.7	2.1	0.0	18456.7	18456.7	1.3	18456.7	6.3	18456.7	18456.7	18456.7	18456.7	18456.7	18456.7	18456.7	0.0	5.63
10	10	1	2	8	18584.3	18584.3	1.4	0.0	18584.3	18584.3	1.4	0.0	18584.3	18584.3	1.2	18584.3	10.1	18584.3	18584.3	18584.3	18584.3	18584.3	18584.3	18584.3	0.0	3.75
10	10	1	2	9	16344.6	16344.6	2.9	0.0	16344.6	16344.6	1.9	0.0	16344.6	16344.6	1.2	16344.6	7.9	16344.6	16344.6	16344.6	16344.6	16344.6	16344.6	16344.6	0.0	1.48
10	10	1	2	10	12159.3	12159.3	370.6	0.0	12159.3	12159.3	77.9	0.0	12159.3	12159.3	1.8	12159.3	160.8	12159.3	12159.3	12159.3	12159.3	12159.3	12159.3	12159.3	0.0	2.55
10	10	1	3	1	12925.1	12925.1	1.9	0.0	12925.1	12925.1	1.6	0.0	12925.1	12925.1	1.5	12925.1	1.2	12925.1	12925.1	12925.1	12925.1	12925.1	12925.1	12925.1	0.0	1.28
10	10	1	3	2	15200.0	15200.0	1.6	0.0	15200.0	15200.0	1.4	0.0	15200.0	15200.0	1.2	15200.0	2.8	15200.0	15200.0	15200.0	15200.0	15200.0	15200.0	15200.0	0.0	11.44
10	10	1	3	3	14790.1	14790.1	3.4	0.0	14790.1	14790.1	2.5	0.0	14790.1	14790.1	1.5	14790.1	4.4	14790.1	14790.1	14790.1	14790.1	14790.1	14790.1	14790.1	0.0	4.05
10	10	1	3	4	17700.0	17700.0	1.5	0.0	17700.0	17700.0	1.5	0.0	17700.0	17700.0	1.2	17700.0	4.7	17700.0	17700.0	17700.0	17700.0	17700.0	17700.0	17700.0	0.0	7.41
10	10	1	3	5	21591.0	21591.0	3.1	0.0	21591.0	21591.0	2.5	0.0	21591.0	21591.0	1.3	21591.0	7.0	21591.0	21591.0	21591.0	21591.0	21591.0	21591.0	21591.0	0.0	4.80
10	10	1	3	6	14500.0	14500.0	9.9	0.0	14500.0	14500.0	8.9	0.0	14500.0	14500.0	21.4	14500.0	10.1	14500.0	14500.0	14500.0	14500.0	14500.0	14500.0	14500.0	0.0	5.51
10	10	1	3	7	17948.9	17948.9	31.4	0.0	17948.9	17948.9	5.2	0.0	17948.9	17948.9	1.3	17948.9	9.2	17948.9	17948.9	17948.9	17948.9	17948.9	17948.9	17948.9	0.0	6.67
10	10	1	3	8	15561.5	15561.5	1.7	0.0	15561.5	15561.5	1.6	0.0	15561.5	15561.5	1.0	15561.5	5.4	15561.5	15561.5	15561.5	15561.5	15561.5	15561.5	15561.5	0.0	4.65
10	10	1	3	9	17900.0	17900.0	1.9	0.0	17900.0	17900.0	1.6	0.0	17900.0	17900.0	1.3	17900.0	3.2	17900.0	17900.0	17900.0	17900.0	17900.0	17900.0	17900.0	0.0	9.00
10	10	1	3	10	12400.0	12400.0	25.0	0.0	12400.0	12400.0	3.5	0.0	12400.0	12400.0	1.7	12400.0	19.7	12400.0	12400.0	12400.0	12400.0	12400.0	12400.0	12400.0	0.0	3.43
20	10	0	1	1	36712.3	36712.3	2.5	0.0	36712.3	36712.3	2.6	0.0	36712.3	36712.3	24.0	36712.3	5.6	36712.3	36712.3	36712.3	36712.3	36712.3	36712.3	36712.3	0.0	14.31
20	10	0	1	2	26700.0	26700.0	5.6	0.0	26700.0	26700.0	9.7	0.0	26700.0	26700.0	53.7	26700.0	128.3	26700.0	26700.0	26700.0	26700.0	26700.0	26700.0	26700.0	0.0	15.41

1. İş Paketi Deneysel Sonuçları

I	BASIC MATH MODEL				IMPROVED MATH MODEL				LB1			LB2			BEST POS.		VNS				
	A	B	D	#	Z	BP	CPU	GAP	Z	BP	CPU	GAP	BP	CPU	UB	Known BP	UB	GAP	CPU		
20	10	0	1	3	29819.4	29819.4	29819.4	1.7	0.00	29819.4	29819.4	1.9	0.00	29819.4	22.6	29819.4	29819.4	0.00	14.07		
20	10	0	1	4	29254.0	29254.0	29254.0	5.0	0.00	29254.0	29254.0	2.2	0.00	29254.0	34.9	29254.0	29254.0	0.00	17.31		
20	10	0	1	5	30000.0	30000.0	30000.0	6.9	0.00	30000.0	30000.0	3.2	0.00	30000.0	141.0	30000.0	30000.0	0.00	27.30		
20	10	0	1	6	36292.4	36292.4	36292.4	3.4	0.00	36292.4	36292.4	3.1	0.00	36292.4	31.3	36292.4	36292.4	0.00	7.11		
20	10	0	1	7	34642.2	34642.2	34642.2	2.7	0.00	34642.2	34642.2	3.6	0.00	34642.2	15.2	34642.2	34642.2	0.00	15.90		
20	10	0	1	8	30044.3	30044.3	30044.3	3.7	0.00	30044.3	30044.3	2.5	0.00	30044.3	29.7	30044.3	30044.3	0.00	14.41		
20	10	0	1	9	40211.7	40211.7	40211.7	1.7	0.00	40211.7	40211.7	2.3	0.00	40211.7	18.5	40211.7	40211.7	0.00	12.50		
20	10	0	1	10	26700.0	26700.0	26700.0	3.9	0.00	26700.0	26700.0	3.6	0.00	26700.0	26.0	26700.0	26700.0	0.00	14.52		
20	10	0	2	1	30380.3	30380.3	30380.3	3.0	0.00	30380.3	30380.3	3.2	0.00	30380.3	23.2	30380.3	30380.3	0.00	12.60		
20	10	0	2	2	28993.0	28993.0	28993.0	2.4	0.00	28993.0	28993.0	2.5	0.00	28993.0	15.8	28993.0	28993.0	0.00	24.35		
20	10	0	2	3	36640.2	36640.2	36640.2	2.0	0.00	36640.2	36640.2	2.2	0.00	36640.2	47.1	36640.2	36640.2	0.00	14.98		
20	10	0	2	4	33307.8	33307.8	33307.8	5.0	0.00	33307.8	33307.8	3.6	0.00	33307.8	27.8	33307.8	33307.8	0.00	12.29		
20	10	0	2	5	27500.0	27500.0	27500.0	4.0	0.00	27500.0	27500.0	3.7	0.00	27500.0	40.0	27500.0	27500.0	0.00	21.48		
20	10	0	2	6	29056.8	29056.8	29056.8	3.2	0.00	29056.8	29056.8	2.4	0.00	29056.8	21.8	29056.8	29056.8	0.00	7.33		
20	10	0	2	7	32881.1	32881.1	32881.1	2.0	0.00	32881.1	32881.1	3.0	0.00	32881.1	13.2	32881.1	32881.1	0.00	14.51		
20	10	0	2	8	34298.2	34298.2	34298.2	9.1	0.00	34298.2	34298.2	5.3	0.00	34298.2	314.8	34298.2	34298.2	0.00	20.52		
20	10	0	2	9	28013.5	28013.5	28013.5	2.2	0.00	28013.5	28013.5	3.3	0.00	28013.5	18.9	28013.5	28013.5	0.00	13.20		
20	10	0	2	10	27400.0	27400.0	27400.0	3.2	0.00	27400.0	27400.0	3.8	0.00	27400.0	19.3	27400.0	27400.0	0.00	16.89		
20	10	0	3	1	30632.8	30632.8	30632.8	13.0	0.00	30632.8	30632.8	17.2	0.00	30632.8	153.6	30632.8	30632.8	0.00	15.83		
20	10	0	3	2	30255.4	30255.4	30255.4	2.8	0.00	30255.4	30255.4	3.4	0.00	30255.4	22.4	30255.4	30255.4	0.00	11.09		
20	10	0	3	3	36955.1	36955.1	36955.1	1.9	0.00	36955.1	36955.1	2.0	0.00	36955.1	29.4	36955.1	36955.1	0.00	31.77		
20	10	0	3	4	33400.0	33400.0	33400.0	3.1	0.00	33400.0	33400.0	3.0	0.00	33400.0	25.4	33400.0	33400.0	0.00	11.93		
20	10	0	3	5	35980.6	35980.6	35980.6	3.6	0.00	35980.6	35980.6	4.3	0.00	35980.6	26.7	35980.6	35980.6	0.00	9.87		
20	10	0	3	6	30400.0	30400.0	30400.0	1.8	0.00	30400.0	30400.0	1.8	0.00	30400.0	11.3	30400.0	30400.0	0.00	11.88		
20	10	0	3	7	36400.0	36400.0	36400.0	2.5	0.00	36400.0	36400.0	2.8	0.00	36400.0	39.5	36400.0	36400.0	0.00	15.78		
20	10	0	3	8	33090.6	33090.6	33090.6	3.4	0.00	33090.6	33090.6	3.3	0.00	33090.6	50.9	33090.6	33090.6	0.00	32.22		
20	10	0	3	9	28670.6	28670.6	28670.6	1.8	0.00	28670.6	28670.6	1.8	0.00	28670.6	13.0	28670.6	28670.6	0.00	11.76		
20	10	0	3	10	36100.0	36100.0	36100.0	5.9	0.00	36100.0	36100.0	4.7	0.00	36100.0	64.5	36100.0	36100.0	0.00	30.44		
20	10	1	1	1	26084.2	26084.2	26084.2	4.7	0.00	26084.2	26084.2	4.2	0.00	26084.2	37.6	26084.2	26084.2	0.00	5.24		
20	10	1	1	2	18171.3	16639.0	16639.0	50.4	0.09	17700.0	16930.0	65.3	0.05	16806.9	2462.0	17700.0	17700.0	0.00	3.55		
20	10	1	1	3	23419.4	23419.4	23419.4	214.6	0.00	23419.4	23419.4	133.6	0.00	21484.2	3392.2	23393.8	23419.4	0.00	3.68		
20	10	1	1	4	20354.0	19243.2	19243.2	3604.3	0.06	20354.0	19190.2	3605.1	0.06	16888.9	3880.6	17700.0	3608.5	19243.2	20354.0	0.06	3.93
20	10	1	1	5	18000.0	17393.8	17393.8	3605.1	0.03	18000.0	18000.0	2490.8	0.00	16508.9	2636.7	17800.0	18000.0	0.00	4.35		
20	10	1	1	6	24392.4	24392.4	24392.4	45.8	0.00	24392.4	24392.4	35.4	0.00	24392.4	199.4	24392.4	24392.4	0.00	4.66		
20	10	1	1	7	29042.2	29042.2	29042.2	31.2	0.00	29042.2	29042.2	35.4	0.00	29042.2	724.9	29042.2	29042.2	0.00	10.51		
20	10	1	1	8	21000.0	19526.7	19526.7	3604.1	0.08	21000.0	19612.5	3604.6	0.07	18911.2	3648.7	20738.0	21000.0	0.01	4.55		
20	10	1	1	9	25633.4	25633.4	25633.4	20.5	0.00	25633.4	25633.4	5.7	0.00	25633.4	51.2	25633.4	25633.4	0.00	6.27		
20	10	1	1	10	21100.0	21100.0	21100.0	47.2	0.00	21100.0	21100.0	62.5	0.00	21000.0	1008.4	21100.0	21100.0	0.00	4.09		
20	10	1	2	1	22244.3	22244.3	22244.3	73.4	0.00	22244.3	22244.3	64.3	0.00	22244.3	459.7	22244.3	22244.3	0.00	4.08		

1. İş Paketi Deneysel Sonuçları

I	BASIC MATH MODEL				IMPROVED MATH MODEL				LB1			LB2			BEST POS.		VNS			
	A	B	D	#	Z	BP	CPU	GAP	Z	BP	CPU	GAP	BP	CPU	BP	CPU	Known BP	UB	GAP	CPU
20	10	1	2	2	19806.0	19806.0	309.7	0.00	19806.0	19806.0	294.4	0.00	18779.9	2042.3	19806.0	626.1	19806.0	20165.9	0.02	10.81
20	10	1	2	3	25098.1	25098.1	67.0	0.00	25098.1	25098.1	49.5	0.00	22977.3	3656.4	25098.1	1099.0	25098.1	25098.1	0.00	7.09
20	10	1	2	4	21857.1	21857.1	16.2	0.00	21857.1	21857.1	8.8	0.00	21857.1	139.5	21857.1	31.7	21857.1	21857.1	0.00	8.09
20	10	1	2	5	18400.0	18400.0	256.7	0.00	18400.0	18400.0	146.4	0.00	16443.8	2111.9	18400.0	3681.8	18400.0	18400.0	0.00	4.25
20	10	1	2	6	23456.8	22520.2	3604.7	0.04	23456.8	22582.7	3604.5	0.04	21740.1	3883.4	23456.8	2694.9	23456.8	23456.8	0.00	4.19
20	10	1	2	7	26445.3	26445.3	50.0	0.00	26445.3	26445.3	46.9	0.00	26433.8	1721.1	26445.3	520.2	26445.3	26445.3	0.00	5.76
20	10	1	2	8	22600.9	21412.0	3604.3	0.06	22600.9	21360.6	3604.5	0.06	20543.2	3680.6	22310.2	3721.6	22310.2	22639.0	0.01	5.40
20	10	1	2	9	19228.3	19228.3	34.4	0.00	19228.3	19228.3	6.2	0.00	19228.3	97.9	19228.3	22.0	19228.3	19228.3	0.00	4.35
20	10	1	2	10	21600.0	21600.0	48.5	0.00	21600.0	21600.0	11.0	0.00	21600.0	283.4	21600.0	166.7	21600.0	21600.0	0.00	4.89
20	10	1	3	1	22378.7	22378.7	751.8	0.00	22378.7	22378.7	666.5	0.00	21750.8	3719.5	20524.5	3619.8	22378.7	22378.7	0.00	3.29
20	10	1	3	2	21771.0	21771.0	66.4	0.00	21771.0	21771.0	55.5	0.00	21771.0	1045.8	21586.7	3646.6	21771.0	21999.9	0.01	4.55
20	10	1	3	3	25317.2	25317.2	45.6	0.00	25317.2	25317.2	45.3	0.00	25034.3	1104.5	25317.2	308.2	25317.2	25317.2	0.00	6.14
20	10	1	3	4	22000.0	22000.0	54.0	0.00	22000.0	22000.0	38.1	0.00	21714.1	1653.1	22000.0	283.1	22000.0	22000.0	0.00	7.73
20	10	1	3	5	23980.6	23980.6	129.9	0.00	23980.6	23980.6	102.7	0.00	23052.4	3006.4	21289.4	3640.9	23980.6	23980.6	0.00	6.28
20	10	1	3	6	22161.8	22161.8	112.4	0.00	22161.8	22161.8	139.1	0.00	19241.4	3644.9	21899.5	3677.0	22161.8	22161.8	0.00	5.39
20	10	1	3	7	25018.5	25018.5	25.2	0.00	25018.5	25018.5	21.6	0.00	25018.5	932.9	25018.5	174.6	25018.5	25018.5	0.00	3.59
20	10	1	3	8	21690.6	21690.6	3930.5	0.00	21690.6	21413.1	3604.9	0.01	19958.1	3716.1	21690.6	3059.1	21690.6	21690.6	0.00	7.37
20	10	1	3	9	25252.3	25252.3	6.0	0.00	25252.3	25252.3	5.5	0.00	25252.3	94.3	25252.3	94.6	25252.3	25252.3	0.00	5.26
20	10	1	3	10	21409.5	21409.5	202.3	0.00	21409.5	21409.5	264.7	0.00	20349.4	3062.5	21409.5	355.1	21409.5	21409.5	0.00	4.86
30	10	0	1	1	49087.3	49087.3	24.8	0.00	49087.3	49087.3	5.1	0.00	49087.3	173.8	49087.3	495.9	49087.3	49087.3	0.00	37.71
30	10	0	1	2	42758.6	42758.6	26.3	0.00	42758.6	42758.6	27.1	0.00	42758.6	387.8	42758.6	533.5	42758.6	42758.6	0.00	31.60
30	10	0	1	3	35400.0	35400.0	18.3	0.00	35400.0	35400.0	11.9	0.00	35400.0	137.2	35400.0	23.2	35400.0	35400.0	0.00	33.03
30	10	0	1	4	44404.3	44404.3	28.4	0.00	44404.3	44404.3	9.3	0.00	44404.3	197.9	44404.3	225.1	44404.3	44404.3	0.00	34.25
30	10	0	1	5	34970.4	34970.4	46.9	0.00	34970.4	34970.4	64.9	0.00	34030.8	832.1	34970.4	8.2	34970.4	34970.4	0.00	28.74
30	10	0	1	6	32812.5	32812.5	22.0	0.00	32812.5	32812.5	9.6	0.00	32812.5	357.1	32812.5	314.4	32812.5	32812.5	0.00	24.61
30	10	0	1	7	52299.2	52299.2	3.7	0.00	52299.2	52299.2	4.0	0.00	52299.2	54.0	52299.2	25.6	52299.2	52299.2	0.00	35.38
30	10	0	1	8	55186.3	55186.3	571.5	0.00	55186.3	55186.3	103.1	0.00	53071.9	1793.7	52386.3	383.8	55186.3	55186.3	0.00	35.45
30	10	0	1	9	40614.5	40614.5	122.1	0.00	40614.5	40614.5	138.7	0.00	38360.6	1136.6	38114.5	1118.6	40614.5	40614.5	0.00	27.58
30	10	0	1	10	50377.4	50377.4	25.2	0.00	50377.4	50377.4	24.5	0.00	48868.6	2196.8	41861.6	3647.5	50377.4	50377.4	0.00	45.45
30	10	0	2	1	47400.8	47400.8	7.7	0.00	47400.8	47400.8	5.0	0.00	47400.8	91.8	47400.8	66.6	47400.8	47400.8	0.00	42.38
30	10	0	2	2	53106.8	53106.8	28.2	0.00	53106.8	53106.8	34.2	0.00	53106.8	320.2	53106.8	166.2	53106.8	53106.8	0.00	25.10
30	10	0	2	3	36600.0	36600.0	7.5	0.00	36600.0	36600.0	11.0	0.00	34901.4	1217.4	36600.0	59.1	36600.0	36600.0	0.00	31.30
30	10	0	2	4	41138.6	41138.6	5.4	0.00	41138.6	41138.6	6.9	0.00	41138.6	384.1	41138.6	135.2	41138.6	41138.6	0.00	22.22
30	10	0	2	5	39016.6	39016.6	5.7	0.00	39016.6	39016.6	5.9	0.00	39016.6	57.7	39016.6	18.2	39016.6	39016.6	0.00	29.94
30	10	0	2	6	39517.5	39517.5	112.8	0.00	39517.5	39517.5	27.0	0.00	36559.9	1806.3	39517.5	376.3	39517.5	39517.5	0.00	34.18
30	10	0	2	7	44906.1	44906.1	4.4	0.00	44906.1	44906.1	4.6	0.00	44881.5	79.8	44906.1	95.5	44906.1	44906.1	0.00	17.61
30	10	0	2	8	53288.9	53288.9	13.2	0.00	53288.9	53288.9	24.9	0.00	53288.9	1155.6	53288.9	324.5	53288.9	53288.9	0.00	31.13
30	10	0	2	9	33792.3	33792.3	14.5	0.00	33792.3	33792.3	20.0	0.00	33792.3	429.6	33893.1	361.7	33893.1	33892.3	0.00	16.25
30	10	0	2	10	52233.9	52233.9	9.0	0.00	52233.9	52233.9	5.4	0.00	52233.9	160.2	52233.9	76.0	52233.9	52233.9	0.00	46.91

1. İş Paketi Deneysel Sonuçları

I	BASIC MATH MODEL										IMPROVED MATH MODEL										LB1			LB2			BEST POS.			VNS													
	A	B	D	#	Z	Z	BP	CPU	GAP		Z	BP	CPU	GAP		BP	CPU	BP	CPU	BP	CPU	BP	CPU	Known BP	UB	GAP	BP	CPU	BP	CPU	BP	CPU	Known BP	UB	GAP								
30	10	1	3	10	35711.1	35022.8	3607.5	0.02	35711.1	35022.8	3607.5	0.02	33796.9	3717.9	34479.9	3622.4	3622.4	3622.4	3622.4	3622.4	3622.4	3622.4	35022.8	37554.9	0.07	14.77																	
50	10	0	1	1	59600.0	59600.0	1834.6	0.00	59600.0	59228.1	3612.6	0.01	59553.2	2578.3	51300.0	3607.7	3607.7	3607.7	3607.7	3607.7	3607.7	3607.7	59600.0	59600.0	0.00	53.02																	
50	10	0	1	2	69536.0	69536.0	66.7	0.00	69536.0	69536.0	29.8	0.00	69123.1	2484.6	63736.0	3322.8	3322.8	3322.8	3322.8	3322.8	3322.8	3322.8	69536.0	69536.0	0.00	65.46																	
50	10	0	1	3	65600.0	65600.0	425.5	0.00	65600.0	65600.0	599.6	0.00	61093.9	3649.7	54210.6	3645.0	3645.0	3645.0	3645.0	3645.0	3645.0	3645.0	65600.0	65675.7	0.00	63.85																	
50	10	0	1	4	63255.9	60830.1	3608.8	0.04	63255.9	60474.9	3610.3	0.05	53307.4	3603.9	51249.4	3688.0	3688.0	3688.0	3688.0	3688.0	3688.0	3688.0	60830.1	63255.9	0.04	56.96																	
50	10	0	1	5	73600.0	72011.8	3607.5	0.02	73600.0	72441.8	3607.7	0.02	71221.4	3706.3	65374.8	3687.2	3687.2	3687.2	3687.2	3687.2	3687.2	3687.2	72441.8	73600.0	0.02	83.10																	
50	10	0	1	6	52600.0	47791.6	3608.2	0.10	52600.0	48028.4	3609.3	0.10	46253.5	3371.7	42100.0	3630.6	3630.6	3630.6	3630.6	3630.6	3630.6	3630.6	48028.4	52600.0	0.10	42.69																	
50	10	0	1	7	75868.4	75447.2	3607.4	0.01	75868.4	75868.4	2736.0	0.00	64587.0	3710.9	64762.8	3651.0	3651.0	3651.0	3651.0	3651.0	3651.0	3651.0	75868.4	75868.4	0.00	51.79																	
50	10	0	1	8	56079.8	53958.9	3609.0	0.04	56079.8	54058.9	3610.1	0.04	48014.3	3704.0	47535.0	3712.2	3712.2	3712.2	3712.2	3712.2	3712.2	3712.2	54058.9	56079.8	0.04	64.06																	
50	10	0	1	9	47511.7	47511.7	19.2	0.00	47511.7	47511.7	13.6	0.00	47511.7	174.4	47511.7	150.6	150.6	150.6	150.6	150.6	150.6	150.6	47511.7	47853.9	0.01	48.52																	
50	10	0	1	10	61723.1	61723.1	201.6	0.00	61723.1	61723.1	443.4	0.00	58894.0	2091.4	58900.0	1159.8	1159.8	1159.8	1159.8	1159.8	1159.8	1159.8	61723.1	61723.1	0.00	56.10																	
50	10	0	2	1	64810.8	63998.4	3612.6	0.01	64810.8	63089.4	3614.7	0.03	57373.2	3665.2	58381.0	3610.4	3610.4	3610.4	3610.4	3610.4	3610.4	3610.4	63998.4	64810.8	0.01	61.21																	
50	10	0	2	2	65076.7	64495.1	3607.3	0.01	65076.7	65076.7	3057.1	0.00	59988.3	3611.7	52489.0	3628.2	3628.2	3628.2	3628.2	3628.2	3628.2	3628.2	65076.7	65076.7	0.00	90.94																	
50	10	0	2	3	73618.6	73618.6	1773.5	0.00	73618.6	73618.6	213.3	0.00	67893.7	3730.6	64107.5	3675.9	3675.9	3675.9	3675.9	3675.9	3675.9	3675.9	73618.6	73618.6	0.00	86.68																	
50	10	0	2	4	65728.3	62889.3	3608.8	0.05	65728.3	63702.7	3610.2	0.03	58525.2	3631.8	52887.0	3632.9	3632.9	3632.9	3632.9	3632.9	3632.9	3632.9	63702.7	65728.3	0.03	57.64																	
50	10	0	2	5	74351.8	74351.8	58.5	0.00	74351.8	74351.8	28.8	0.00	74351.8	892.0	73326.9	3675.6	3675.6	3675.6	3675.6	3675.6	3675.6	3675.6	74351.8	74451.8	0.00	84.85																	
50	10	0	2	6	53968.0	53968.0	256.5	0.00	53968.0	53968.0	272.2	0.00	51717.9	1496.1	48668.0	3620.2	3620.2	3620.2	3620.2	3620.2	3620.2	3620.2	53968.0	53968.0	0.00	68.40																	
50	10	0	2	7	68361.7	66494.5	3610.3	0.03	68361.7	66273.4	3612.3	0.03	62210.1	3622.6	57840.6	3649.4	3649.4	3649.4	3649.4	3649.4	3649.4	3649.4	66494.5	68561.7	0.03	61.70																	
50	10	0	2	8	56200.0	56200.0	1272.3	0.00	56200.0	56200.0	503.1	0.00	51255.3	3012.9	48344.4	3675.1	3675.1	3675.1	3675.1	3675.1	3675.1	3675.1	56200.0	56300.0	0.00	106.05																	
50	10	0	2	9	58048.6	58048.6	173.3	0.00	58048.6	58048.6	119.6	0.00	58048.6	509.8	55348.6	1258.7	1258.7	1258.7	1258.7	1258.7	1258.7	1258.7	58048.6	58048.6	0.00	54.23																	
50	10	0	2	10	58291.2	58291.2	772.7	0.00	58291.2	58291.2	37.9	0.00	58997.0	1194.6	53395.2	3680.8	3680.8	3680.8	3680.8	3680.8	3680.8	3680.8	58291.2	58391.2	0.00	55.18																	
50	10	0	3	1	64761.0	61535.3	3611.0	0.05	64761.0	63050.4	3612.8	0.03	61152.6	2891.6	56880.0	3735.1	3735.1	3735.1	3735.1	3735.1	3735.1	3735.1	63050.4	64961.0	0.03	45.93																	
50	10	0	3	2	67443.1	67443.1	691.2	0.00	67443.1	67443.1	1117.6	0.00	61389.3	3633.2	61097.8	3663.1	3663.1	3663.1	3663.1	3663.1	3663.1	3663.1	67443.1	67443.1	0.00	61.11																	
50	10	0	3	3	72006.2	70394.5	3608.1	0.02	72006.2	69409.5	3609.4	0.04	63377.1	3643.7	58961.4	3621.6	3621.6	3621.6	3621.6	3621.6	3621.6	3621.6	70394.5	72039.1	0.02	55.66																	
50	10	0	3	4	66088.3	66088.3	3460.5	0.00	66088.3	66088.3	242.6	0.00	60616.4	3668.9	62515.8	3608.6	3608.6	3608.6	3608.6	3608.6	3608.6	3608.6	66088.3	66088.3	0.00	60.45																	
50	10	0	3	5	79223.6	79223.6	284.6	0.00	79223.6	79223.6	1882.8	0.00	73048.9	3887.0	76523.6	3634.8	3634.8	3634.8	3634.8	3634.8	3634.8	3634.8	79223.6	79223.6	0.00	107.60																	
50	10	0	3	6	53630.9	51585.8	3607.4	0.04	53630.9	50337.6	3608.9	0.07	48885.9	2780.1	46022.1	3711.8	3711.8	3711.8	3711.8	3711.8	3711.8	3711.8	51585.8	54008.0	0.05	44.00																	
50	10	0	3	7	75802.5	75802.5	77.1	0.00	75802.5	75802.5	56.4	0.00	70928.9	3346.2	67502.5	3672.2	3672.2	3672.2	3672.2	3672.2	3672.2	3672.2	75802.5	75802.5	0.00	77.94																	
50	10	0	3	8	61885.4	59778.2	3608.2	0.04	61885.4	60077.2	3609.4	0.03	57344.2	3078.6	56056.9	3674.3	3674.3	3674.3	3674.3	3674.3	3674.3	3674.3	60077.2	61885.4	0.03	71.93																	
50	10	0	3	9	52722.5	51767.9	3608.8	0.02	52722.5	52722.5	3495.0	0.00	50238.6	1755.6	47519.4	3658.0	3658.0	3658.0	3658.0	3658.0	3658.0	3658.0	52722.5	52810.6	0.00	55.42																	
50	10	0	3	10	57512.4	57512.4	298.3	0.00	57512.4	57512.4	22.4	0.00	55892.0	1574.0	57512.4	2853.1	2853.1	2853.1	2853.1	2853.1	2853.1	2853.1	57512.4	57512.4	0.00	59.61																	
50	10	1	1	1	50600.0	48699.5	3624.9	0.04	50600.0	48704.2	3658.1	0.04	48532.9	3685.5	49300.0	3602.2	3602.2	3602.2	3602.2	3602.2	3602.2	3602.2	48900.0	50900.0	0.04	48.20																	
50	10	1	1	2	53223.9	50724.1	3625.6	0.05	54720.7	50085.4	3629.3	0.09	49807.2	3629.9	48931.8	3616.0	3616.0	3616.0	3616.0	3616.0	3616.0	3616.0	50724.1	53567.5	0.06	39.59																	
50	10	1	1	3	56100.0	53511.2	3621.5	0.05	56200.0	53512.4	3702.8	0.05	52797.3	3622.8	52400.0	3606.3	3606.3	3606.3	3606.3	3606.3	3606.3	3606.3	53512.4	56200.0	0.05	45.92																	
50	10	1	1	4	51000.0	49182.4	3622.9	0.04	51100.0	49182.4	3725.1	0.04	49182.4	3711.5	48813.9	3654.7	3654.7	3654.7	3654.7	3654.7	3654.7	3654.7	49182.4	50985.9	0.04	32.73																	
50	10	1	1	5	63700.0	59383.5	3619.2	0.07	64200.0	59742.9	4005.7	0.07	58933.3	3642.7	56461.6	3641.5	3641.5	3641.5	3641.5	3641.5	3641.5	3641.5	59742.9	66300.0	0.11	66.96																	
50	10	1	1	6	40700.0	39337.3	3618.8	0.03	40800.0	39330.7	3638.0																																

1. İş Paketi Deneysel Sonuçları

I	BASIC MATH MODEL				IMPROVED MATH MODEL				LB1			LB2			BEST POS.		VNS			
	A	B	D	#	Z	BP	CPU	GAP	Z	BP	CPU	GAP	BP	CPU	BP	CPU	Known BP	UB	GAP	CPU
50	10	1	1	9	36400.0	34244.4	3696.8	0.06	36000.0	34449.0	3623.5	0.03	34072.0	3653.1	35785.0	3748.9	35785.0	36000.0	0.01	29.00
50	10	1	1	10	47800.1	42947.8	3710.2	0.11	45100.1	43710.0	3624.3	0.05	42536.5	3710.4	40200.0	3662.8	43710.0	46200.0	0.06	39.53
50	10	1	2	1	57821.2	52845.7	3623.6	0.09	57621.2	52818.4	3626.4	0.09	52635.3	3622.4	54021.2	3622.4	54021.2	58121.2	0.08	38.63
50	10	1	2	2	53200.0	49885.8	3623.5	0.07	53376.7	49965.8	3628.5	0.07	49814.0	3672.0	49137.3	3693.5	49965.8	53476.7	0.07	35.40
50	10	1	2	3	61418.6	57022.2	3624.0	0.08	61418.6	56874.0	3627.2	0.08	56469.0	3744.3	54718.6	3611.1	57022.2	61618.6	0.08	50.14
50	10	1	2	4	53200.0	48487.3	3622.3	0.10	53400.0	48462.9	3625.2	0.10	48462.7	3625.6	49240.3	3609.9	49240.3	53200.0	0.08	40.00
50	10	1	2	5	64600.0	62537.2	3616.5	0.03	64500.0	62475.8	3619.8	0.03	59337.4	3689.1	58375.0	3721.8	62537.2	67100.0	0.07	54.01
50	10	1	2	6	44815.5	40828.8	3618.7	0.10	44900.0	40840.6	3621.6	0.10	40756.3	3727.2	41531.1	3732.5	41531.1	44803.6	0.08	30.65
50	10	1	2	7	59661.7	56914.0	3621.0	0.05	62261.7	56914.2	3624.6	0.09	56808.0	3608.1	55929.6	3671.7	56914.2	62261.7	0.09	46.20
50	10	1	2	8	49400.0	43987.7	3619.6	0.12	47050.7	44130.4	3622.9	0.07	43952.6	3655.2	46045.8	3645.3	46045.8	46900.0	0.02	31.44
50	10	1	2	9	43100.0	40592.3	3623.5	0.06	42900.0	40635.6	3626.7	0.06	39032.2	3600.9	36893.2	3642.4	40635.6	43100.0	0.06	48.20
50	10	1	2	10	42591.2	39516.0	3618.6	0.08	42400.0	39477.1	3620.5	0.07	38306.6	3736.2	38867.3	3680.7	39516.0	42700.0	0.08	36.21
50	10	1	3	1	58163.1	53737.7	3621.5	0.08	58263.1	53555.2	3626.4	0.09	53193.1	3721.7	54510.9	3740.9	54510.9	58263.1	0.07	46.10
50	10	1	3	2	55061.1	49970.8	3628.4	0.10	54761.1	49955.2	3633.7	0.10	49716.0	3692.6	50550.4	3647.6	50550.4	53615.0	0.06	34.75
50	10	1	3	3	63006.2	56813.3	3622.1	0.11	63006.2	56781.6	3626.0	0.11	56577.9	3610.8	56475.4	3625.5	56813.3	60639.1	0.07	37.81
50	10	1	3	4	56089.8	51597.6	3622.3	0.09	56421.2	51600.0	3626.1	0.09	51483.8	3741.6	52768.1	3629.7	52768.1	54117.6	0.03	44.30
50	10	1	3	5	67519.9	63065.5	3617.8	0.07	67519.9	63145.2	3621.0	0.07	62316.0	3602.5	57751.5	3741.8	63145.2	70123.6	0.11	58.12
50	10	1	3	6	47050.4	42552.8	3620.2	0.11	47418.3	42542.8	3623.2	0.11	42368.0	3705.3	43812.5	3687.1	43812.5	47683.7	0.09	31.08
50	10	1	3	7	65329.2	60828.4	3620.2	0.07	65329.2	60764.8	3624.3	0.08	58765.3	3718.7	57294.9	3700.5	60828.4	65093.7	0.07	47.79
50	10	1	3	8	52493.9	48122.5	3620.7	0.09	52920.1	47728.9	3623.3	0.11	46753.1	3660.5	48835.4	3694.4	48835.4	51881.5	0.06	34.81
50	10	1	3	9	40462.0	36048.4	3623.0	0.12	40431.3	35875.3	3627.7	0.13	35342.4	3711.3	36741.4	3637.0	36741.4	40560.7	0.10	43.27
50	10	1	3	10	45403.3	42297.4	3619.7	0.07	45272.2	42228.3	3622.1	0.08	41077.1	3673.6	41750.1	3650.1	42297.4	46671.9	0.10	33.19
100	10	0	1	1	107974.2	96843.5	3635.5	0.09	107888.5	96148.5	3641.5	0.12	93021.2	3636.2	88988.1	3635.6	96843.5	107974.2	0.11	222.28
100	10	0	1	2	122384.4	112360.1	3625.5	0.09	122484.4	112517.8	3631.4	0.09	111906.6	3752.0	103215.4	3620.3	112517.8	122384.3	0.09	283.99
100	10	0	1	3	131617.0	117606.8	3628.1	0.12	131630.4	117823.5	3634.1	0.12	118467.0	3716.4	102821.5	3691.0	118467.0	131853.2	0.11	362.41
100	10	0	1	4	95918.5	85611.4	3624.6	0.12	95918.5	85544.8	3629.1	0.12	85140.4	3658.8	83747.4	3670.3	85611.4	96039.1	0.12	251.29
100	10	0	1	5	100697.3	90923.3	3623.4	0.11	100610.1	90721.8	3627.3	0.11	90089.8	3680.1	78562.9	3678.8	90923.3	100708.4	0.11	303.47
100	10	0	1	6	105777.7	97584.9	3623.5	0.08	105777.7	97208.1	3627.7	0.09	96459.8	3713.1	92789.0	3600.2	97584.9	106016.0	0.09	212.80
100	10	0	1	7	101300.0	94755.3	3625.7	0.07	101300.0	94284.4	3631.4	0.07	92434.8	3721.6	89600.0	3626.4	94755.3	101500.0	0.07	289.39
100	10	0	1	8	126771.1	121316.1	3630.7	0.04	126937.2	122552.5	3637.2	0.04	117454.6	3625.9	112171.1	3627.3	122552.5	129471.1	0.06	385.83
100	10	0	1	9	109225.4	102393.7	3627.4	0.07	109225.4	101693.9	3632.3	0.07	97464.8	3680.9	96700.0	3627.0	102393.7	109732.7	0.07	268.61
100	10	0	1	10	112597.5	101327.6	3629.7	0.11	112633.7	100598.7	3635.7	0.12	99053.8	3636.3	91164.8	3714.1	101327.6	112583.4	0.11	310.36
100	10	0	2	1	111682.6	103117.5	3635.3	0.08	103866.6	102390.8	3643.7	0.06	102000.0	3748.0	93718.3	3600.6	103117.5	113143.9	0.10	325.68
100	10	0	2	2	123990.5	119385.3	3632.4	0.04	123990.5	118876.7	3639.2	0.04	113506.6	3670.8	105473.2	3620.0	119385.3	126423.9	0.06	327.12
100	10	0	2	3	133279.8	123889.7	3624.6	0.08	133279.8	125128.9	3629.8	0.07	118695.3	3654.9	115607.2	3728.9	125128.9	136022.5	0.09	374.29
100	10	0	2	4	103468.9	90644.0	3625.2	0.14	102995.0	91171.8	3629.8	0.13	89226.5	3636.0	85302.3	3665.7	91171.8	103568.2	0.14	260.98
100	10	0	2	5	100436.0	95504.0	3627.0	0.05	100436.0	95162.3	3632.5	0.06	91420.3	3752.1	81968.7	3614.1	95504.0	100736.0	0.05	295.13
100	10	0	2	6	105963.3	97339.9	3624.4	0.09	105863.3	97822.0	3629.6	0.08	97195.6	3750.6	95099.7	3612.2	97822.0	109211.5	0.12	268.80
100	10	0	2	7	109407.0	104683.5	3624.5	0.05	109407.0	104033.9	3629.8	0.05	101730.1	3732.6	100046.7	3688.8	104683.5	109925.0	0.05	255.00

1. İş Paketi Deneysel Sonuçları

I	A	B	D	#	BASIC MATH MODEL				IMPROVED MATH MODEL				LB1			LB2			BEST POS.			VNS	
					Z	BP	CPU	GAP	Z	BP	CPU	GAP	BP	BP	CPU	BP	BP	CPU	BP	Known BP	UB	GAP	CPU
100	10	0	2	8	118563.6	109164.1	3629.5	0.09	118763.6	109099.8	3636.3	0.09	104124.0	3705.1	100051.8	3636.4	109164.1	121263.6	0.11	334.75			
100	10	0	2	9	108088.2	102465.3	3628.3	0.05	107866.8	101113.7	3633.7	0.07	98296.0	3667.2	97400.3	3684.3	102465.3	111578.6	0.09	285.14			
100	10	0	2	10	103010.5	96594.2	3625.8	0.07	103010.5	96272.1	3630.6	0.07	92445.7	3694.4	90375.5	3615.8	96594.2	103610.5	0.07	270.82			
100	10	0	3	1	118867.0	110836.7	3630.4	0.07	118867.0	110004.6	3635.5	0.08	105506.5	3611.1	101385.8	3751.9	110836.7	121459.7	0.10	350.79			
100	10	0	3	2	113190.4	105795.5	3628.5	0.07	113190.4	106093.3	3634.9	0.07	101096.3	3729.9	99100.3	3713.7	106093.3	113875.2	0.07	332.46			
100	10	0	3	3	123438.3	114331.8	3623.5	0.08	123406.8	115243.1	3627.7	0.07	112140.7	3696.8	109140.6	3606.7	115243.1	123575.2	0.07	361.05			
100	10	0	3	4	103780.1	98417.8	3628.5	0.05	103780.1	96903.8	3634.5	0.07	95411.5	3663.2	90985.4	3669.3	98417.8	106733.2	0.08	318.84			
100	10	0	3	5	98740.1	90876.3	3625.7	0.09	98440.1	90731.0	3631.6	0.08	87727.7	3727.9	83201.1	3706.4	90876.3	100282.8	0.10	314.73			
100	10	0	3	6	111676.2	106749.2	3624.6	0.05	111676.2	107110.1	3629.4	0.04	102938.8	3649.7	99890.1	3633.3	107110.1	114808.3	0.07	285.32			
100	10	0	3	7	115971.3	104988.8	3628.4	0.10	115971.3	105230.9	3634.2	0.10	101720.2	3755.5	100357.3	3685.0	105230.9	117476.3	0.12	337.94			
100	10	0	3	8	111250.1	106060.0	3625.2	0.05	111250.1	105984.1	3629.4	0.05	102813.3	3637.1	99737.8	3608.3	106060.0	114250.1	0.08	337.03			
100	10	0	3	9	115338.7	108616.2	3629.3	0.06	115438.7	109216.9	3634.2	0.09	102294.1	3620.4	101147.7	3641.7	109216.9	118396.3	0.08	353.57			
100	10	0	3	10	106488.1	97033.5	3630.2	0.10	106388.1	97206.5	3635.7	0.09	89986.9	3701.9	91969.7	3603.9	97206.5	106689.1	0.10	309.73			
100	10	1	1	1	103700.0	89281.0	3673.2	0.16	100800.0	89480.4	3687.1	0.13	NA	3663.0	88000.0	3690.5	89480.4	95200.0	0.06	313.27			
100	10	1	1	2	113784.4	106332.8	3673.5	0.07	116923.8	106423.1	3688.2	0.10	NA	3659.8	101774.8	3713.8	106423.1	110784.4	0.04	270.89			
100	10	1	1	3	113100.0	106118.5	3666.8	0.07	116100.0	106118.5	3681.9	0.09	NA	3793.8	99190.3	3789.8	106118.5	110179.9	0.04	293.89			
100	10	1	1	4	91363.8	82300.1	3670.7	0.11	96118.8	82300.1	3685.2	0.17	NA	3787.5	82323.5	3644.4	82323.5	87264.6	0.06	265.43			
100	10	1	1	5	140938.8	81345.1	3679.3	0.73	103400.0	83034.0	3694.2	0.25	NA	3614.2	76131.4	3773.4	83034.0	85200.0	0.03	262.61			
100	10	1	1	6	102800.0	94685.9	3664.8	0.09	102800.0	94685.9	3677.8	0.09	NA	3664.0	91075.7	3719.0	94685.9	99915.2	0.06	271.97			
100	10	1	1	7	98000.0	90416.4	3668.8	0.08	96132.6	90416.4	3682.3	0.06	NA	3669.6	88150.0	3613.0	90416.4	95400.0	0.06	309.94			
100	10	1	1	8	116571.1	107974.4	3674.6	0.08	120988.1	107987.0	3690.6	0.12	NA	3882.0	108271.1	3680.9	108271.1	114271.1	0.06	287.29			
100	10	1	1	9	102188.2	92847.3	3675.8	0.10	107200.0	92863.9	3691.1	0.15	NA	3798.9	92800.0	3805.6	92863.9	98600.0	0.06	333.83			
100	10	1	1	10	105939.4	90319.3	3680.8	0.17	115600.0	90339.1	3693.6	0.28	NA	3747.1	87412.0	3824.1	90339.1	94246.8	0.04	260.78			
100	10	1	2	1	102200.0	91077.9	3673.3	0.12	104300.0	90998.7	3686.4	0.15	NA	3755.2	89032.3	3663.1	91077.9	98400.0	0.08	268.28			
100	10	1	2	2	116643.4	103342.6	3676.3	0.13	120484.0	103258.8	3692.7	0.17	NA	3806.1	102111.3	3745.8	103342.6	112924.9	0.09	367.16			
100	10	1	2	3	126955.1	114395.1	3668.7	0.11	126622.5	114395.1	3682.4	0.11	NA	3663.7	113279.8	3697.7	114395.1	124725.3	0.09	330.97			
100	10	1	2	4	98262.5	82797.6	3674.4	0.19	105300.0	82816.3	3688.6	0.27	NA	794.1	82772.4	3673.0	82816.3	87800.0	0.06	272.85			
100	10	1	2	5	149534.6	85220.0	3675.4	0.75	94667.6	85251.6	3690.3	0.11	NA	3813.6	78962.7	3709.5	85251.6	90946.4	0.07	283.93			
100	10	1	2	6	111300.0	94916.3	3669.4	0.17	105700.0	94908.8	3682.4	0.11	NA	3669.7	92124.9	3806.8	94916.3	102000.0	0.07	355.13			
100	10	1	2	7	106319.5	97885.4	3667.2	0.09	103719.5	97877.8	3681.0	0.06	NA	1102.6	98173.3	3764.7	98173.3	103306.6	0.05	253.52			
100	10	1	2	8	111663.6	96531.7	3674.0	0.16	111470.7	96531.7	3688.4	0.15	NA	794.1	95691.8	3731.1	96531.7	102763.6	0.06	307.26			
100	10	1	2	9	109821.1	93990.9	3678.9	0.18	110257.9	93358.5	3694.4	0.18	NA	3747.1	92600.0	3798.5	93990.9	102100.0	0.09	351.92			
100	10	1	2	10	104970.3	87894.2	3675.6	0.20	99276.0	86803.9	3690.5	0.13	NA	3689.6	87741.9	3726.3	87741.9	92859.2	0.06	282.95			
100	10	1	3	1	118117.5	96807.1	3672.8	0.22	115982.6	96883.7	3686.8	0.20	NA	3756.4	96454.6	3682.7	96883.7	105101.4	0.08	321.50			
100	10	1	3	2	110692.0	97066.1	3700.4	0.14	112641.4	97256.1	3693.3	0.16	NA	806.7	94641.8	3740.5	97256.1	106141.4	0.09	362.58			
100	10	1	3	3	119949.5	105474.4	3669.3	0.14	120669.0	105286.5	3683.0	0.15	NA	3757.2	104283.0	3815.3	105474.4	113309.8	0.07	332.49			
100	10	1	3	4	100727.3	86513.9	3681.5	0.16	109727.3	86700.1	3697.2	0.27	NA	3814.6	86427.3	3828.2	86700.1	95427.3	0.10	309.14			
100	10	1	3	5	100456.3	79954.0	3675.3	0.26	94599.4	80244.0	3690.7	0.18	NA	3817.8	79665.9	3711.6	80244.0	87565.4	0.09	242.80			
100	10	1	3	6	112829.2	97307.2	3663.4	0.16	114005.2	96737.6	3675.3	0.18	NA	3603.9	96299.7	3647.8	97307.2	106068.3	0.09	303.89			

1. İş Paketi Deney Sonuçları

I	A	B	D	#	BASIC MATH MODEL			IMPROVED MATH MODEL			LB1			LB2			BEST POS.			VNS		
					Z	BP	CPU	Z	BP	CPU	Z	BP	CPU	BP	CPU	BP	CPU	Known BP	UB	GAP	CPU	
100	10	1	3	7	111738.2	99617.2	3665.3	0.12	113725.7	99419.9	3677.9	0.14	NA	3662.1	97420.4	3687.0	99617.2	105530.0	0.06	320.16		
100	10	1	3	8	113698.0	93899.5	3676.5	0.21	114350.1	93856.9	3691.1	0.22	NA	3786.4	94983.9	3725.4	94983.9	101115.4	0.06	319.18		
100	10	1	3	9	111692.8	96351.7	3678.7	0.16	117812.4	96371.0	3694.2	0.22	NA	3652.5	96944.9	3751.9	96944.9	102792.8	0.06	282.13		
100	10	1	3	10	117169.4	88024.6	3671.8	0.33	108356.9	88036.2	3686.3	0.23	NA	3604.8	89028.6	3630.6	89028.6	94406.5	0.06	252.51		

Ek-2: Vaka Çalışması

Uzak mesafeli yük taşımacılığı ile uğraşan hizmet sağlayıcıları günlük operasyon planlamalarında sık sık sevkiyat birleştirme ve gönderme problemiyle karşı karşıya kalmaktadır. Problem farklı müşterilere ait bir tam araç yükünden az, farklı boyut ve miktardaki, müşteri tarafından belirlenen zaman aralığı içerisinde siparişlerin dağıtımını kapsamaktadır. Problemin temel amacı siparişlerin benzer araçlarda birleştirilmesine karar verirken aynı zamanda toplam maliyeti, aktarma terminallerinin kullanımını, araç rotalarını, aracın rotası boyunca uğradığı ara durakları ve aracın çıkış

Second Author's Name **Özgür Özpeynirci** _____

Position Asst. Prof. Dr.

Affiliation İzmir University of Economics

Mailing Address İzmir University of Economics

Sakarya Cad. No: 156 Balçova İzmir Turkey

Telephone Number 0090 232 4888424

e-mail Address ozgur.ozpeynirci@ieu.edu.tr

Third Author's Name **Muhittin Hakan Demir** _____

Position Assoc. Prof. Dr.

Affiliation İzmir University of Economics

Mailing Address İzmir University of Economics

Sakarya Cad. No: 156 Balçova İzmir Turkey

Telephone Number 0090 232 4888477

e-mail Address muhittin.demir@ieu.edu.tr

Fourth Author's Name İrem Çelik

Position Alumni

Affiliation İzmir University of Economics

Mailing Address İzmir University of Economics
Sakarya Cad. No: 156 Balçova İzmir Turkey

Telephone Number _____

e-mail Address 91iremcelik@gmail.com

1. What audience(s) could benefit from this case in terms of program (business, OR/MS, engineering, other - specify) and in terms of level (undergraduate, masters, doctoral)?

The case is intended primarily for students in business administration and logistics management undergraduate and masters programs. The case is applicable for OR lectures conducted in these programs, the case may also be used in mathematical modelling lectures in industrial engineering undergraduate programs.

2. What functional area(s) is (are) under study in this case? What OR/MS techniques are used?

In this case, logistics planning and supply network design are the main functional areas under study. Students use OR techniques including mathematical programming, integer programming and sensitivity analysis.

3. What skills does the case reinforce? What do students learn? How does the case accomplish these objectives?

The case aims to show an application of OR techniques to a real life problem. In this sense, the case material explains a real life problem experienced by a logistics service provider, and asks the students to develop a solution methodology for this problem.

The solution methodology intends to improve the mathematical modelling skills of the students. Moreover, they gain the experience of making sensitivity analysis, and showing the outcomes of some changes in parameters.

The case consists of two parts. In the first part, students extract alternatives in the solution space from the case manuscript and develop the mathematical programming formulation. In the second part, students construct alternative solutions and feed into mathematical programming formulation.

4. Please summarize the results of your classroom use of this case.

The case material is applied in third year logistics management courses of Business Faculty at İzmir University of Economics. The outcomes show that students are able to understand the real life problem, and are able to make research both on the subject and the solver used to apply the mathematical model.

The second outcome is the enhancement of the students' skills on mathematical modelling, increasing their competence in building the mathematical model and also using the different functions of the solver.

5. Is the case entirely the product of the authors(s)? If not, is its intellectual history clarified in the case?

The case material has been prepared by the authors alone. The business setting described in the case reflect real life assumptions; however, it has been necessary to simplify some of the assumptions of real life operations. The data used in the case is randomly generated with respect to the real life expectations.

The case is developed from a research project funded by the Scientific and Technological Research Council of Turkey, (TÜBİTAK-214M195 project).

Shipment Consolidation and Dispatching Problem at Ekol Logistics¹

Sinem TOKCAER, Özgür ÖZPEYNİRCİ, Muhittin H. DEMİR, İrem ÇELİK

Department of Logistics Management, İzmir University of Economics, İzmir, Turkey

¹ The case is developed from a research project funded by the Scientific and Technological Research Council of Turkey, (TÜBİTAK-214M195 project).

Shipment Consolidation and Dispatching Problem at Ekol Logistics

Abstract

The case discusses the international freight forwarding operations of Ekol Logistics. Ekol Logistics is a leading international freight forwarder company, based in Turkey, with more than 5,000 vehicles and 6,500 employees in 73 countries. The company consolidates less-than-truckload (LTL) orders of its customers two consolidation centers, then uses predefined routes to deliver customer orders to their destinations. Associated with each order, the weight, destination, release and due dates are specified. The planning horizon is typically seven to ten days, with around 50 orders to be delivered. Each order can be delivered either directly to its destination, or to a cross dock, to be later delivered to its final destination via another vehicle. Currently, the assignment of orders to routes and days is done manually, by the operations planning specialist. The company wishes to improve the dispatching plan to result in lower delivery costs and higher customer satisfaction. To this end, the company collaborates with senior students from local universities. The project team of students is supposed to work on the case in two phases: In the first phase, they are required to analyze the cost structure, determine the total cost for a given dispatching plan, and suggest a better dispatching plan for the company. In the second phase, the project team is expected to construct the mathematical programming formulation in order to determine an optimal solution to the shipment consolidation and dispatching problem that minimizes the total transportation cost plus the total cross dock cost. Further requirements of the case include identification of alternative feasible routes, computing the associated route costs and including the new routes into the mathematical programming formulation in search for an improved plan.

The case intends to contribute the students' skills in terms of analyzing a real life logistics service design problem, constructing the associated mathematical programming model, solving the model and interpreting the results to construct a real life solution. A sensitivity analysis study is also provided to investigate the effect of adding new alternatives to the solution space.

Keywords: shipment consolidation, dispatching, mathematical modelling, cross-docking

Shipment Consolidation and Dispatching Problem at Ekol Logistics

Sinem TOKCAER, Özgür ÖZPEYNİRCİ, Muhittin H. DEMİR, İrem ÇELİK

1. Company Background

Ekol Logistics is a leading international freight forwarder company, based in Turkey, with more than 5,000 vehicles and 6,500 employees in 73 countries. The company owns 750,000 m² storage area and has €504M annual turnover in 2015. The word Ekol comes from the word “*école*” a word of Latin origin which means “school”.

The company provides integrated logistics solutions to its customers and offers services of warehousing, distribution, customs clearance of goods using a variety of transportation modes (such as road, air, maritime, rail, Ro-Ro and intermodal). The main focus of the company is international freight forwarding.

The company places a special importance to its operations in Germany, due to increasing freight volume over the recent years. Majority of the customers of Ekol Logistics are involved in international trade with partners from Western and Central European countries, including Germany, France, Italy, Romania, Hungary, Greece, Spain and Poland.

Logistics Industry in Turkey

The proportion of logistics industry to national income ratio is around 12.3%, amounting to 101.7 billion dollars. Logistics industry has become a growing sector in Turkey.

Domestic transportation ratios are: maritime, 6.9%; road transportation, 88.7%; and railway, 4.4%. The use of airway in domestic transportation is relatively small and may be ignored. Table 1 shows the use of main transportation modes in international transportation in 2015.

Table 1: International Transportation Modes²

<i>Transportation Mode</i>	<i>Percentage (%)</i>
<i>Seaway</i>	<i>54.64</i>
<i>Road</i>	<i>35.37</i>
<i>Air freight</i>	<i>8.52</i>
<i>Railway</i>	<i>0.63</i>
<i>Other</i>	<i>0.84</i>

² “Türkiye’nin Lojistik Görünümü”, Türkiye Ekonomi Bakanlığı (2015), <http://tinyurl.com/IEU-Case-L1>, last access: 01.04.2016

Nowadays, Ro-Ro ships have a significant place in international road transportation. In 2015, 17,012 ships departed from Turkey on ferry lines. The number of departures from “Pendik/Haydarpaşa-Trieste” line in 2015 is 7,286. A high percentage of vehicles use ferry lines in order to benefit from both transportation cost and the use of sustainable transportation modes.³

Table 2 shows top five importers from Turkey in 2016. Germany is the most important trade partner, with an increasing amount of trade.

Table 2: Exports by Country⁴

Country	Export (\$M)
Germany	13,426
England	10,565
Italy	6,891
Iraq	8,558
U.S.	6,399
Other	98,096
Total	143,935

The executive committee believes that Research and Development (R&D) is key to improving their quality of service and are keen to support R&D projects within the company.

In this respect, Özgür, Operations Planning Department (OPD) manager, has proposed the idea of collaborating with local universities and each year and he has selected a group of senior students to carry out projects. He believes innovative ideas of young people may contribute to the improvement of the company services. For the current year, he has suggested a project focusing on consolidation plans of less than truckload (LTL) shipments. He believes a closer analysis on LTL shipments has the potential to create a new methodology for reducing the total operation costs and decreasing the number of late deliveries.

³ Deniz Ticaret Genel Müdürlüğü İstatistikleri, <http://tinyurl.com/IEU-Case-L2>, last access 01.04.2016

⁴ 2016 Yılı Ocak Ayı Veri Bülteni, Gümrük ve Ticaret Bakanlığı, (2016), <http://tinyurl.com/IEU-Case-L3>, last access 01.04.2016

2. Problem Statement

Ekol Logistics typically receives around 50 LTL orders daily, of between 150 kg to 10 tons, destined for different locations around Europe. In order to achieve economies of scale in transportation and handling costs, the company consolidates these LTL orders.

The company has two consolidation centers (CC), one in İzmir and one in İstanbul. İzmir CC is used only for domestic shipments, and all international freight is routed through İstanbul CC. Thus, all international LTL orders depart from a single origin, İstanbul CC. Thereafter, the delivery of orders to their destinations can be carried out in one of two different ways; (i) a direct delivery, or (ii) via one of the cross-docking centers in Germany. Figure 1 depicts alternative delivery methods of a group of sample orders.

Although operating cross-docking centers brings additional complexity and operation costs to the company, it also provides several advantages, including shorter vehicle running times, delivery cost reduction, and increased operational flexibility. Sinem, operations planning specialist, is in charge of preparing the consolidation plans for international LTL orders. A typical plan includes a list of vehicles, routes and orders assigned to each vehicle along with departure days. Consolidation plans usually cover a planning horizon of 7 to 10 days. The first five days are assumed to be fixed, whereas the remaining part of the plan is tentative.

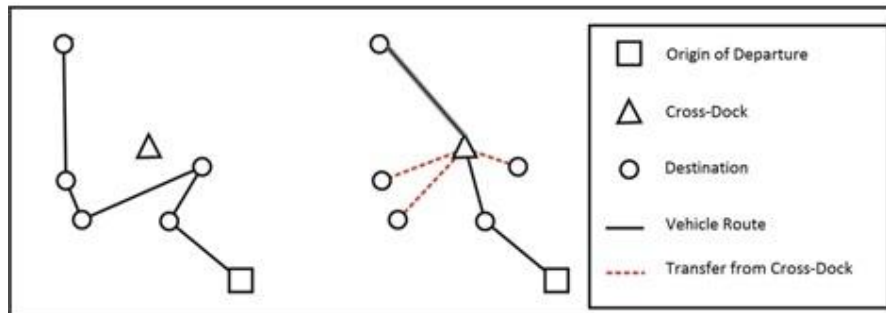


Figure 1: Distribution network of Ekol Logistics

OPD manager Özgür is interested in improving the performance of the consolidation plans in terms of total cost and decides to implement an analytical methodology. Özgür forms a project team of five senior students, Bengü, Muhittin, Henry, Aysu and Özge. In their first meeting, Özgür and Sinem have the following conversation with the team.

- **Özgür:** Every day, we receive LTL orders from different customers. We have to plan the schedule of deliveries taking into consideration customer demands. Generally, we make daily shipment consolidation plans, and our main purpose is to reduce the total operations cost and to consolidate the shipments so that they are delivered within the customers' required time windows.

- **Henry:** Could you please explain the process from the beginning?

- **Özgür:** Okay. Firstly, we collect the customer orders to the CCs in Turkey. The orders in İzmir CC are then forwarded to İstanbul CC; thereafter, we consolidate all of the orders

according to the weights and final destinations of the orders. We don't own any vehicles ourselves; however, we have several subcontracted carriers, and we rent vehicles in compliance with the contracts. After the vehicles are loaded, and all customs procedures are finished, the vehicles take the Ro-Ro from İstanbul to Trieste, and start deliveries in Europe.

- **Muhittin:** What is the capacity of a vehicle?

- **Özgür:** The legal limit for a vehicle taking Ro-Ro is 24,500 kg.

- **Muhittin:** Okay, how do you consolidate the orders?

- **Özgür:** Sinem has an updated list of upcoming orders within the next 3 days, with release day, deadline, weight and destination information for each order. So, she makes the consolidation plan based on this information. When the orders are collected at the İstanbul CC, she also verifies the related information on the orders, especially the weight.

- **Aysu:** How do you determine the total cost of the transportation?

- **Özgür:** Well, actually we want to compete with the complexity of the operations. We try to create a new network with fixed routes that have fixed costs. The cost of each route is determined by annual contracts made with sub-carriers.

- **Bengü:** Do you already have fixed routes? Could you give an example please?

- **Özgür:** Of course. For example, we have contracts with different sub-carriers and a total of 12 pre-defined routes with destinations in Germany. We cluster locations in Germany based on postal codes; each route covers all the postal codes along the route. For instance, if the destination of an order is Dachau, namely zip code "85", we know which routes pass through that zip code. We also know the transit time of an order along a route to its destination. The cost of each route is also defined in the contracts with carriers.

- **Muhittin:** So, do you mean if trucks use one of the routes in the contracts, it may have to stop at every destination on the route?

- **Özgür:** Yes, indeed.

- **Henry:** Alright. You also have two cross-docks in Germany. What is the purpose of using them?

- **Özgür:** Sometimes, we prefer to use cross-docks to deliver the orders to their final destinations. The routes with more stops are more expensive. Also, delivering a small shipment through a cross-dock may be less costly than a direct delivery. Thus we prefer to reduce the number of stops to achieve cost benefits. Moreover, using cross-dock has some benefits in terms of transit time. Each stop means loss of time, therefore stopping only at a particular cross-dock to deliver many items saves a lot of time. Finally, cross-docks benefit us by reaching locations that are not actually visited by the routes. We can offer a wider range of destinations in Europe by delivering them via cross-docks.

- **Bengü:** So, can we consider the cross-docks as stopping points along the routes?

- **Özgür:** Of course. We also consider the transit time between cross-docks and destinations while making the consolidation plans.

- **Bengü:** I understand. So, what are the cost elements for the operations?

- **Özgür:** Firstly, the rent of the vehicle, which is the fixed cost of assigned route, also the cross-docking costs, if we transport any of the orders from a cross-dock.

- **Henry:** As far as I know, Ekol Logistics promises delivery on time. How do you guarantee this?

- **Özgür:** If we fail to deliver on time, customer satisfaction will be negatively affected. Therefore, we pay strict attention to the deadline of orders. As we know the release day, the deadline and transit time required delivering the orders, we make detailed plans that guarantee the deliveries within the deadlines.

- **Özge:** What are the main problems in your operations or consolidation plans?

- **Özgür:** Sinem prepares the plans manually. Sometimes she makes a mistake, or we may realize that there is a better solution, a better consolidation plan for a group of orders. Mistakes and inefficient consolidation plans increase the total operation costs.

-**Aysu:** I know a software program that provides solutions for consolidation and dispatching problems. Why don't you use software for making consolidation plans?

- **Özgür:** I know, there are several software programs for consolidation problems. In fact, we tried some of them, but we couldn't apply any of the solutions they provided. There are too many factors affecting the operations, and most of the programs in the market ignore those factors, which results in solutions that are practically infeasible.

-**Aysu:** I think we can work on developing an analytical solution process to solve your shipment consolidation and dispatching problem. We should watch out for three main pin points when developing the solution process. The first one is the routes and transit time associated with the routes. The second is the cost structure. The last and the most important one is, of course, order information; weight, release date, deadline and destination. With respect to the order weight, destination and transit time, we may assign the orders to the vehicles, and determine the route and the cost associated with that route. Finally, we can calculate the total cost for that vehicle. Our objective will be to minimize the total cost of transportation. Is that ok for you, too?

- **Özgür:** This is great. If you want, I can provide you some real data as well.

- **Özge:** That would be great. As soon as you provide the real data, we will start to work on it.

After the meeting, Özgür and Sinem prepared a real data set consisting of order details (Table 3), routes (Table 4) and transit times (Table 5).

Table 3: Details of Orders

Order	Postal Code	Destination	Weight	Release Day	Deadline	Cross-docking Cost from CD1	Cross-docking Cost from CD2
1	D-73037	Göppingen	520	1	14	219	180
2	D-73033	Göppingen	630	2	14	182	150
3	BE-2018	Antwerp	2,090	1	14	662	795
4	D-73037	Göppingen	676	1	8	228	187
5	D-88212	Ravensburg	1,080	1	12	1,059	823
6	D-50677	Köln	2,590	2	13	513	513
7	D-42651	Solingen	11,796	1	13	1,062	1,180
8	NL-3503	Utrecht	3,952	3	14	1,565	1,721
9	D-42651	Solingen	804	1	14	287	318
10	D-48147	Münster	1,560	1	11	247	247
11	BE-2018	Antwerp	583	2	14	58	57
12	D-73037	Göppingen	4,332	1	14	872	719
13	D-50679	Köln	2,786	1	13	532	532
14	D-55131	Mainz	3,288	3	14	1,042	1,042
15	D-51381	Leverkusen	1,155	1	12	439	439
16	BE-2018	Antwerp	1,980	2	12	1,045	1,014
17	D-52080	Aachen	2,020	1	13	1,600	1,600
18	D-52080	Aachen	1,012	1	10	81	81
19	D-51381	Leverkusen	2,045	2	11	518	518
20	D-88212	Ravensburg	322	1	14	364	401

Table 4: Details of Routes

ID	Route	Cost (EUR)
1	Köln–Solingen–Antwerp	3,200
2	CD2–Köln–Solingen–Antwerp	3,300
3	Leverkusen– CD2–Utrecht	3,200
4	Göppingen–CD1	2,800
5	Ravensburg–Göppingen–CD1	2,900
6	CD1	2,800
7	Göppingen	2,800
8	Leverkusen–Münster	3,000
9	Aachen–Solingen	3,000
10	Ravensburg–Mainz	3,000
11	Ravensburg–Mainz–CD2	3,100
12	Leverkusen–CD2–Solingen–Münster	3,200

Table 5: Transit time to Destinations

Postal Code	Destination	Transit Time (days)
D-88212	Ravensburg	5
D-73033	Göppingen	6
D-63065	Offenbach (CD1)*	6
D-50677	Köln	7
D-42651	Solingen	7
D-48147	Münster	7
D-55131	Mainz	7
D-51381	Leverkusen	7
D-52080	Aachen	7
D-40215	Düsseldorf (CD2)*	7
BE-2018	Antwerp	8
NL-3503	Utrecht	8

* Transit time of an order increases one day if the order is delivered through a CD

Case Questions

There are two parts in the case. Part 1 is due April 21. In this part, teams are expected to compute the cost of a given plan, and to suggest an improved plan. On April 22 we will provide the answers of Part 1 questions and share Part 2 questions. In Part 2, teams will develop a mathematical programming model and answer three more questions.

Part 1

- 1) Sinem prepared the following plan.

Truck	Route	Day	Orders
1	Göppingen	2	1, 2, 4, 12
2	Aachen – Solingen	2	7, 9, 17, 18
3	Leverkusen – CD2 – Utrecht	3	8, 10, 15, 19
4	Köln – Solingen – Antwerp	4	3, 6, 11, 13, 16
5	Ravensburg – Mainz	5	5, 14, 20

Compute the cost of Sinem's plan.

Hint: Do not forget to consider the cross-dock related costs.

- 2) Manually, prepare a dispatching plan **better** than Sinem's plan. Define the route, the departing day and the orders assigned for each truck. Compute the cost of your plan.

TÜBİTAK
PROJE ÖZET BİLGİ FORMU

Proje Yürütücüsü:	Doç. Dr. NAIL ÖZGÜR ÖZPEYNİRCİ
Proje No:	214M195
Proje Başlığı:	Yük Birleştirme Ve Sevkiyat Planlaması Problemleri
Proje Türü:	1001 - Araştırma
Proje Süresi:	36
Araştırmacılar:	AHMET CAMCI
Danışmanlar:	
Projenin Yürütüldüğü Kuruluş ve Adresi:	İZMİR EKONOMİ Ü. İŞLETME F. LOJİSTİK YÖNETİMİ B.
Projenin Başlangıç ve Bitiş Tarihleri:	15/04/2015 - 15/04/2018
Onaylanan Bütçe:	251570.0
Harcanan Bütçe:	173495.0
Öz:	<p>Uzak mesafe ve uluslararası yük taşımacılığı, rekabetin oldukça fazla hissedildiği ve hizmet sağlayıcıların en iyi hizmeti, en düşük maliyetle vermek durumunda olduğu bir pazardır. Bu zorluğun üstesinden gelmek için hizmet sağlayıcıları, ölçek ekonomisinden faydalanan, verimli ve düşük maliyetli yük birleştirme sistemleri geliştirmektedirler. Bu bakımdan, hizmet sağlayıcıları maliyetleri en azlamakla birlikte farklı müşterilere ait, bir tam araç yükünden az, farklı boyut ve miktardaki parsiyel yüklerinin bir veya fazla araç içerisine yüklenerek, müşterinin talep ettiği zaman aralığı içerisinde dağıtımını sağlamayı planlamaktadır. Bununla birlikte, hizmet sağlayıcılarının çoğu yüklerin teslimatını araç ile direk olarak veya sözleşmeli yurtdışı acentesinin aktarma depoları üzerinden, aracın seyahat süresini kısaltmak ve farklı bölgelere servis sağlamak için yapmaktadır. Hizmet sağlayıcıları buna benzer yük birleştirme planlarını günlük operasyon süreçleri içerisinde sık sık yaparlar ve genellikle çözümleri el ile bulurlar. Hizmet sağlayıcılarının fazla miktarda araç yükünden az yükleri olduğunda, bir veya birkaç sevk memuru daha yük birleştirme planları için tahsis edilir.</p> <p>Problem gerçek hayat uygulamalarında sıklıkla karşılaşılmamasına rağmen, genellikle karar verici tarafından elle çözülür. Bu sebeple, araştırmanın amacı hizmet sağlayıcısının operasyonel planlamalarında yük birleştirme ve sevkiyatın entegre değerlendirilmesi için bir çözüm yaklaşımı tasarlamaktır. Böyle bir yaklaşım, hizmet sağlayıcılarına toplam maliyetleri azaltmak için yardımcı olabilir ve hem taşımacılık hem de insan kaynaklarının verimli kullanımını artırabilir. Ayrıca, araştırma yeni bir problem tanımlama ve problemin ana özelliklerini analiz ederek mevcut literatüre katkıda bulunmaktadır.</p> <p>Bu proje kapsamında, problemin matematiksel programlama modeli geliştirilmiş, problemin hesaplama karmaşıklığı gösterilmiştir. Probleme özgü kesin ve sezgisel çözüm yöntemleri ile alt sınırlar geliştirilmiştir. Ayrıca önerilen çözümlerin gerçek hayata uygulanabilirliğini görmek için üç boyutlu kutu paketleme problemi de proje kapsamında çalışılmış ve geliştirilen kesin ve sezgisel yöntemler ile entegre bir şekilde çalışması sağlanmıştır. Son olarak yüklerin zamanında teslim edilme zorunluluğu esnetilerek geç teslim edilmesine izin verilir ise elde edilecek maliyet avantajları ile ek cezalar geliştirilen çok amaçlı matematiksel programlama modelleri ile incelenmiştir.</p> <p>Proje kapsamında bir yüksek lisans ve bir doktora tezi tamamlanmış, INFORMS Vaka ve Ders Malzemesi yarışmasında (INFORMS Case and Teaching Material Competition, 2016) finale kalan bir vaka hazırlanmış ve proje konusunu temel alan bir ürün geliştirmek amacı ile TÜBİTAK TEYDEB 1512 Teknogirişim Sermayesi Desteği Programı kapsamında destek alarak İzmir Bilimpark'ta bir şirket kurulmuştur.</p>
Anahtar Kelimeler:	Yük birleştirme, Sevkiyat planlama, Karayolu taşımacılığı, Matematiksel Modelleme, Sezgisel
Fikri Ürün Bildirim Formu Sunuldu Mu?:	Hayır

Projeden Yapılan Yayınlar:	1- Shipment Consolidation and Dispatching Problem at Ekol Logistics (Bildiri - Uluslararası Bildiri - Sözlü Sunum), 2- Yük Konsolidasyonu ve Yükleme Planlaması (Bildiri - Ulusal Bildiri - Sözlü Sunum), 3- PARSİYEL YÜK PLANLAMA YAZILIMI (Yeni Proje - Sanayi-Özel Sektör İşbirliği Projesi - TÜBİTAK TEYDEB),
----------------------------	---

TÜBİTAK