BAŞKENT ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ
ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ ANABİLİM DALI
ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ DOKTORA PROGRAMI

SİPARİŞ KABUL VE ÇİZELGELEME PROBLEMİ VE UZANTILARINA İLİŞKİN YENİ MATEMATİKSEL MODELLER

HAZIRLAYAN

PAPATYA SEVGİN BIÇAKCI

DOKTORA TEZİ

ANKARA 2020

BAŞKENT ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ
ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ ANABİLİM DALI
ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ DOKTORA PROGRAMI

SİPARİŞ KABUL VE ÇİZELGELEME PROBLEMİ VE UZANTILARINA İLİŞKİN YENİ MATEMATİKSEL MODELLER

HAZIRLAYAN

PAPATYA SEVGİN BIÇAKCI

DOKTORA TEZİ

TEZ DANIŞMANI

PROF.DR. İMDAT KARA

ANKARA 2020

BAŞKENT ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ

Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı "Endüstri Mühendisliği" Doktora Programı çerçevesinde Papatya Sevgin Bıçakcı tarafından hazırlanan bu çalışma, aşağıdaki jüri tarafından Doktora Tezi olarak kabul edilmiştir.

Tez Savunma Tarihi: 18 / 07 / 2020

Tez Adı: Sipariş Kabul ve Çizelgeleme Problemi ve Uzantılarına İlişkin Yeni Matematiksel Modeller

Tez Jüri Üyeleri (Unvanı, Adı - Soyadı, Kurumu)		**İmza**
Prof. Dr. İmdat Kara	Başkent Üniversitesi	……..
Prof. Dr. Müjgan Sağır Özdemir	Eskişehir Osmangazi Üniversitesi	……..
Prof. Dr. Serpil Erol	Gazi Üniversitesi	…….
Doç. Dr. Yusuf Tansel İç	Başkent Üniversitesi	…….
Dr. Öğr. Üyesi Tusan Derya	Başkent Üniversitesi	……..……

ONAY

Prof.Dr. Ömer Faruk Elaldı
Fen Bilimleri Enstitüsü
Müdürü

Tarih: … / … / ……..

BAŞKENT ÜNİVERSİTESİ

FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ

DOKTORA TEZ ÇALIŞMASI ORİJİNALLİK RAPORU

Tarih: 21 / 07 / 2020

Öğrencinin Adı, Soyadı: Papatya Sevgin BIÇAKCI

Öğrencinin Numarası: 21410401

Anabilim Dalı: Endüstri Mühendisliği

Programı: Endüstri Mühendisliği

Danışmanın Unvanı/Adı, Soyadı: Prof.Dr. İmdat KARA

Tez Başlığı: Sipariş Kabul ve Çizelgeleme Problemi ve Uzantılarına İlişkin Yeni Matematiksel Modeller

Yukarıda başlığı belirtilen Doktora tez çalışmamın; Giriş, Ana Bölümler ve Sonuç Bölümünden oluşan, toplam 108 sayfalık kısmına ilişkin, 21 / 07 / 2020 tarihinde şahsım tarafından Turnitin adlı intihal tespit programından aşağıda belirtilen filtrelemeler uygulanarak alınmış olan orijinallik raporuna göre, tezimin benzerlik oranı % 4'dür. Uygulanan filtrelemeler:

1. Kaynakça hariç
2. Alıntılar hariç
3. Beş (5) kelimeden daha az örtüşme içeren metin kısımları hariç

"Başkent Üniversitesi Enstitüleri Tez Çalışması Orijinallik Raporu Alınması ve Kullanılması Usul ve Esaslarını" inceledim ve bu uygulama esaslarında belirtilen azami benzerlik oranlarına tez çalışmamın herhangi bir intihal içermediğini; aksinin tespit edileceği muhtemel durumda doğabilecek her türlü hukuki sorumluluğu kabul ettiğimi ve yukarıda vermiş olduğum bilgilerin doğru olduğunu beyan ederim.

Öğrenci İmzası: …….

ONAY

Tarih: … / … / 20…

Öğrenci Danışmanı

Prof. Dr. İmdat KARA

TEŞEKKÜR

Yazar, bu çalışmanın gerçekleşmesinde katkılarından dolayı, aşağıda adı geçen kişilere içtenlikle teşekkür eder.

Sayın hocam Prof. Dr. İmdat KARA'ya (tez danışmanı) çalışmanın başarıya ulaşmasında her zaman yardımcı, yol gösterici ve anlayışlı olduğu için…

Sayın hocam Prof. Dr. Müjgan SAĞIR ÖZDEMİR'e sonsuz anlayışı ve manevi desteği için…

Sayın hocam Dr. Öğr. Üyesi Tusan DERYA'ya sabrı ve ilgisi için…

Sevgili annem Sevgi ÖZEN'e yardımını esirgemediği ve hep destek olduğu için…

Sevgili eşim İsmail BIÇAKCI'ya sürekli ve kıymetli katkılarından dolayı…

ÖZET

Papatya S. BIÇAKCI

SİPARİŞ KABUL VE ÇİZELGELEME PROBLEMİ VE UZANTILARINA İLİŞKİN YENİ MATEMATİKSEL MODELLER

Başkent Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü

Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı

2020

Siparişe göre üretim yapan sistemlerde, siparişleri çizelgelerken her siparişin yapılması zorunluluğu bulunmamaktadır. Bu konu kaynaklarda sipariş kabul ve çizelgeleme problemi olarak ele alınmaktadır. Bu tez kapsamında, sipariş kabul ve çizelgeleme problemi ile ilgili kaynaklarda var olan matematiksel modellere erişilmiş ve modeller incelenip, irdelenmiştir. Sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin en erken başlama zamanlarının, sıra-bağımlı hazırlık sürelerinin ve son teslim tarihlerinin olduğu özel bir durumu ele alınmıştır. Genel çizelgeleme kaynaklarında, hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı arasındaki ilişkiler araştırılmış ve ortak bir yaklaşım olmadığı fark edilmiştir. Bu duruma bir çözüm olarak ortak ve yeni bir yaklaşım geliştirilmiştir. Söz konusu durumlara ilişkin $O(n^2)$ kısıt sayısı $O(n^2)$ karar değişkeni sayısı bulunan yeni modeller önerilmiştir. Yanı sıra, yukarıda belirtilen özel problemin özdeş paralel makineler durumu ele alınmış ve bu konuda da $O(n^2)$ kısıt sayısı $O(n^2)$ karar değişkeni sayısı bulunan yeni bir model önerilmiştir. Önerdiğimiz modellerin performansları kaynaklardan seçilen özgün ve güncel modellerle karşılaştırılmıştır. Sonuç olarak, önerdiğimiz modellerin belli bir süre kısıtı altında ulaşılan eniyi değer sayısı ve çözüm süresi açısından diğer modellere göre çok üstün olduğu anlaşılmıştır. Özdeş paralel makineler durumu için önerdiğimiz model ile büyük boyutlu problemler verilen sürede çözülemediğinden, bu problemleri yaklaşık olarak çözebilmek için değişken komşu arama tabanlı bir tavlama benzetimi algoritması geliştirilmiştir. Matematiksel model yardımıyla sezgisel algoritmanın etkililiği test edilmiş ve problem yapısı zorlaştıkça sezgisel algoritmanın çok daha kısa sürelerde daha iyi çözümler verdiği sonucuna varılmıştır.

ANAHTAR KELİMELER: Sipariş Kabul ve Çizelgeleme, En Erken Başlama Zamanı, Sıra-Bağımlı Hazırlık Süresi, Son Teslim Tarihi, Özdeş Paralel Makineler, Matematiksel Model.

ABSTRACT

Papatya S. BIÇAKCI

NEW FORMULATIONS FOR ORDER ACCEPTANCE AND SCHEDULING PROBLEM AND ITS EXTENTIONS

Başkent University Institute of Science and Engineering

Department of Industrial Engineering

2020

In make-to-order production environment, when scheduling the orders, it is not an obligatory to process all the orders. This topic is treated order acceptance and scheduling problem in the literature. In the scope of this thesis, the mathematical formulations in the literature are determined, examined, and analyzed. The form of order accepted and scheduling problem with sequence-dependent setup times, release dates and deadlines is considered. The relationship between setup times and release dates are researched in the general scheduling literature and it is detected that there is not a common approach regarding this relationship. As a solution to this, a new and a common approach is proposed. New mathematical formulations with $O(n^2)$ the number of decision variables and $O(n^2)$ the number of constraints are presented. Besides, identical parallel machines form of above-mentioned problem is considered and a new mathematical formulation with $O(n^2)$ the number of decision variables and $O(n^2)$ the number of constraints is presented. The performances of the formulations are compared with the original and the recent ones from the literature. As a result, it is concluded that our proposed formulations are much superior to the existing ones regarding the number of optimal values obtained in a limited time and the run times. Since large-sized problems cannot be solved with mathematical formulation in a reasonable time, a variable neighborhood search based simulated annealing algorithm is developed to solve these problems approximately. The effectiveness of the heuristic algorithm is tested by means of the mathematical formulation. It is colcluded that the heuristic algorithm yields better solutions in quite shorter time as the problem structure gets harder.

KEY-WORDS: Order Acceptance and Scheduling, Release Date, Sequence-Dependent Setup Time, Deadline, İdentical Parallel Machines, Mathematical Formulations.

İÇİNDEKİLER LİSTESİ

Sayfa

TEŞEKKÜR……...i

ÖZ.....……...……..ii

ABSTRACT…….....iii

İÇİNDEKİLER LİSTESİ……..…….…….....iv

TABLOLAR LİSTESİ……..……..…….…….....vii

ŞEKİLLER LİSTESİ……..……..…….…….....ix

SİMGELER VE KISALTMALAR LİSTESİ…….....x

1.GİRİŞ.....1

1.1.Çizelgeleme Problemlerinde Kapasite Kullanımı 1

1.2.Kaynak tarama metodu 2

1.3. Kapasite Üstü Çizelgeleme Problemleri Üzerine Çalışmalar 3

1.4. Tezin Amacı ve Kapsamı.....5

2.SİPARİŞ KABUL VE ÇİZELGELEME PROBLEMİ 8

2.1.Sipariş Kabul ve Çizelgeleme Problemi ile İlgili Matematiksel Model İçeren Çalışmalar 8

2.2.İncelenen Modeller.....9

2.2.1.Modellerdeki ortak gösterimler.....9

2.2.2.Stern ve Avivi [132] modeli.....10

2.2.3.Oğuz vd. [94] modeli 11

2.2.4.Nobibon ve Leus [92] modelleri.....13

2.2.5.Zandieh ve Roumani [153] modeli.....15

2.2.6.Silva vd. [125] modeli.....17

2.3.İncelenen Modellerin Değerlendirilmesi.....19

2.4.Oğuz vd. [94] Modelinin İncelenmesi 21

2.4.1.Oğuz vd. [94] modelinde yapılabilir sıkılaştırmalar 21

2.4.2.Bazı test problemlerinin çözülmesi.....22

2.4.3.Oğuz vd. [94] modelinin bazı özel durumlara uyarlanabilirliği.....24

2.4.4.Oğuz vd. [94] modeline yapılan eleştiriler ve yeni model ihtiyacı.....27

2.5.Hazırlık Süresinin En Erken Başlama Zamanına Göre Bölünebilirliği.....28

2.5.1.Hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı kavramları 28

2.5.2.Hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı ilişkisi 30
2.5.3.Örnek problem.....32
2.6.Ara Sonuçlar.....34
3. SİPARİŞ KABUL VE ÇİZELGELEME PROBLEMİ İÇİN YENİ KARAR MODELİ 37
3.1.Oğuz vd. [94] Modelinin Ayrışımı.....37
3.2.Yeni Ayrıt-Tabanlı Model.....38
3.3.Modellerin Özel Durumlara Uyarlanması 42
3.3.1.Test problemleri, yazılım ve donanım.....43
3.3.2.Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımlı olması ve sayısal analizler 43
3.3.3.Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı arasında oransal bir ilişki olması 46
3.3.3.1.Oğuz vd. [94] modelinin uyarlanması 46
3.3.3.2.Yeni modelin uyarlanması 46
3.3.3.3.Sayısal analizler.....47
3.3.4.Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımsız olması 49
3.3.4.1.Oğuz vd. [94] modelinin uyarlanması 49
3.3.4.2.Yeni modelin uyarlanması 50
3.3.4.3.Sayısal analizler.....50
3.3.5. En erken başlama zamanının olmaması.....52
3.3.5.1.Oğuz vd. [94] modelinin uyarlanması 52
3.3.5.2.Yeni modelin uyarlanması 52
3.3.5.3.Sayısal analizler.....53
3.4.Model ile Elde Edilen Sonuçların Sezgisel Algoritma Sonuçlarıyla Karşılaştırması 55
3.5.Ara Sonuçlar 56
4. ÖZDEŞ PARALEL MAKİNELERDE SİPARİŞ KABUL VE ÇİZELGELEME PROBLEMİ 58
4.1.Wang vd. [140] Modeli 58
4.2.Wu vd. [146] Modeli.....59
4.3.Modellerin İrdelenmesi ve Yeni Model Gereksinimi 60
4.4.Yeni Model.....61
4.5.Sayısal Analizler 62

4.5.1. Yeni model ile Wu vd. [146] modelinin performanslarının karşılaştırılması 62
4.5.2. Genişletilmiş modelin performansının ölçümü 65
4.6. Yeni Sezgisel Algoritma 66
4.6.1. Çözüm gösterimi 67
4.6.2. Başlangıç Çözümü 67
4.6.3. Komşuluk Yapıları 67
4.6.4. DKATB algoritmasının parametre ve prosedürleri 69
4.6.5. Deneysel tasarım 71
4.6.6. DKATB algoritmasına ilişkin sayısal analizler 71
4.7.Ara Sonuçlar 74
5. SONUÇ 76
KAYNAKLAR 79
EKLER 95
EK 1: Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi tek makine durumu
EK 2: Reddetmeli çizelgeleme problemi tek makine durumu
EK 3: Kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme problemi tek makine durumu
EK4: Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi çok makine durumu
EK5: Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi tek makine durumu matematiksel model içeren çalışmalar
EK6: Cesaret vd. [14] sezgisel sonuçları ile yeni matematiksel model sonuçlarının karşılaştırılması

TABLOLAR LİSTESİ

Sayfa

Tablo 1.1. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi tek makine durumu 94
Tablo 1.2. Reddetmeli çizelgeleme problemi tek makine durumu 96
Tablo 1.3. Kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme problemi tek makine durumu 98
Tablo 1.4. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi çok makine durumu 101
Tablo 2.1. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi tek makine durumu matematiksel model içeren çalışmalar 103
Tablo 2.2. n=10 için Test problemlerinin sonuçları 23
Tablo 2.3. Problemin parametreleri 32
Tablo 2.4. Sıra-bağımlı hazırlık süreleri 33
Tablo 2.5. Sıkılaştırılmış model ile elde edilen çözüm 33
Tablo 2.6. Sıkılaştırılmış model'de en erken başlama zamanı ile ilgili kısıt %20 oranında esnetildiğinde elde edilen çözüm 34
Tablo 2.7. Sıkılaştırılmış model'de en erken başlama zamanı ile ilgili kısıt %60 oranında esnetildiğinde elde edilen çözüm 34
Tablo 3.1. BK1 ve OSB1 modellerinin n=10 sonuçları 44
Tablo 3.2. BK1 modelinin n=15, 20, 25, 50 sonuçları 45
Tablo 3.3. BK1 modelinin n=100 sonuçları 45
Tablo 3.4. BK2 ve OSB2 modellerinin n=10 sonuçları 47
Tablo 3.5. BK2 modelinin n=15, 20, 25, 50 sonuçları 48
Tablo 3.6. BK2 modelinin n=100 sonuçları 49
Tablo 3.7. BK3 ve OSB3 modellerinin n=10 sonuçları 50
Tablo 3.8. BK3 modelinin n=15, 20, 25, 50 sonuçları 51
Tablo 3.9. BK3 modelinin n=100 sonuçları 52
Tablo 3.10. BK4 ve OSB4 modellerinin n=10 sonuçları 53
Tablo 3.11. BK4 modelinin n=15, 20, 25, 50 sonuçları 54
Tablo 3.12. BK4 modelinin n=100 sonuçları 54
Tablo 3.13. Cesaret vd. [14] sezgisel sonuçları ile matematiksel model sonuçlarının karşılaştırılması 104
Tablo 3.14. Cesaret vd. [14] sezgisel sonuçları ile matematiksel model sonuçlarının karşılaştırılmasının özet gösterimi 55

Tablo 4.1. YOPM ve WU modelleri için n=10 sonuçları 63
Tablo 4.2. YOPM ve WU modelleri için n=15 sonuçları 64
Tablo 4.3. YOPM modeli ile n=20, 25 ve 50 sonuçları 65
Tablo 4.4. GOPM modeli ile n=10, 15, 20, 25 ve 50 sonuçları 66
Tablo 4.5. Deneysel tasarım 71
Tablo 4.6. DKATB algoritmasının n=100 sonuçları 72
Tablo 4.7. İyice değerlere yaklaşma miktarı 73

ŞEKİLLER LİSTESİ

Sayfa

Şekil 4.1. Çözüm gösterimi 67
Şekil 4.2. Ekleme örneği 68
Şekil 4.3. Çıkarma örneği 68
Şekil 4.4. Sipariş değiştirme örneği 69
Şekil 4.5. Makine değiştirme örneği 69
Şekil 4.6. DKATB algoritmasının prosedürleri 70

SİMGELER VE KISALTMALAR LİSTESİ

BK	Tek makine durumu yeni model
BK1	Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımlı olduğu duruma uyarlanmış yeni model
BK2	Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı arasında oransal bir ilişki olduğu duruma uyarlanmış yeni model
BK3	Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımsız olduğu duruma uyarlanmış yeni model
BK4	En erken başlama zamanının bulunmadığı duruma uyarlanmış yeni model
DPG	Doğrusal programlama gevşetme değeri
EİD	Eniyi değer
GOPM	Özdeş paralel makineler durumu genişletilmiş model
OSB	Oğuz vd. [94] modeli
OSB1	Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımlı olduğu duruma uyarlanmış
OSB2	Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı arasında oransal bir ilişki olduğu duruma uyarlanmış Oğuz vd. [94] modeli
OSB3	Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımsız olduğu duruma uyarlanmış Oğuz vd. [94] modeli
OSB4	En erken başlama zamanının bulunmadığı duruma uyarlanmış Oğuz vd. [94] modeli
R	Karşılaştırma probemleri üretilirken kullanılan teslim zamanı aralığı
τ	Karşılaştırma problemleri üretilirken kullanılan gecikme faktörü
WU	Wu vd. [146] modeli
YOPM	Özdeş paralel makineler durumu yeni model
DKATB	Değişken komşu arama tabanlı tavlama benzetimi algoritması
% Sapma	Eniyi değer ile doğrusal programlama gevşetme değeri arasındaki yüzdesel fark
% TA Sapma	Matematiksel model ile elde edilen yaklaşık değerlerle tabu arama algoritmasından elde edilen yaklaşık değerler arasındaki yüzdesel fark
% Ortalama	Önerdiğimiz sezgisel algoritma ile elde edilen ortalama değerin matematiksel model ile 10800 saniye sürede elde edilen yaklaşık değere ne kadar yakın olduğunu gösteren yüzdesel değer

1. GİRİŞ

Bu bölümde üretim planlama ve çizelgeleme konularında genel bilgi verilmiş ve kapasiteyi dikkate alan özel çizelgeleme problemleri ayrıntılı biçimde tanıtılmıştır. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi üzerinde durularak tezin amacı ve kapsamı açıklanmıştır.

1.1. Çizelgeleme Problemlerinde Kapasite Kullanımı

Üretim planlama ve çizelgeleme problemleri, üretim yönetimi alanında uzun zamandır çalışılan ve imalat sistemlerinin verimliliği açısından kritik öneme sahip çalışma alanlarıdır [103]. Üretim planlama ve çizelgeleme, talep tahminlerinin bütünleşik seviyeden kısa vadeli çizelgeleme seviyesine kadar dengede olmasını sağlama sürecidir [65]. Üretim planlama hangi siparişin ne zaman yapılacağını belirlerken, çizelgeleme gerçekleştirilmesi planlanan siparişler için gerekli kaynak atamalarını yapar. Burada söz konusu kaynaklar iş gücü, malzeme, stok, para ve donanım kapasitesidir. İşletmenin sahip olduğu bu kaynakların tümü üretim kapasitesini belirler.

Çizelgeleme probleminde kapasite kullanımı, stoklar ve teslim tarihi arasındaki dengeler dikkate alınır. İşlerin en düşük maliyetle ve en kısa zamanda gerçekleştirilmesi gerekliliğinin yanı sıra, alınan kararlar siparişlerin tamamlanma ve teslim zamanlarını da etkileyeceğinden müşteri memnuniyeti de önemli rol oynamaktadır. Bu açıdan, çizelgeleme probleminde toplam tamamlanma zamanının, toplam gecikmenin (enbüyük tamamlanma zamanının ya da enbüyük gecikmenin) enküçüklenmesi gibi amaçlar öne çıkar [11].

Kaynaklarda çizelgeleme problemlerinin büyük bir çoğunluğu her siparişin çizelgelenmesi varsayımına dayanmaktadır. Fakat gerçek hayatta her siparişin çizelgelenmesi zorunluluğu önemli miktarda gecikmelere, yüksek stok ve gecikme maliyetlerine yol açmaktadır. Bu durum müşteri memnuniyetsizliklerine ve hatta müşteri kayıplarına neden olabilmektedir ([116]; [153]). Siparişe göre üretim gerçekleştiren işletmelerde üretim kapasitesinin sınırlılığı bu işletmeleri müşteri siparişlerinde seçici olmaya zorlamaktadır. Müşterilerin verdiği her siparişin bir teslim tarihi bulunmaktadır ve müşteriler geç teslimatlar için işletmeye yapılacak ödemelerde kesinti yapabilmektedir [94]. Bu nedenlerden dolayı kapasitenin dikkate alınması gerekliliğinden söz edilmektedir. Tüm siparişlerin zamanında tamamlanması için gereken toplam süre işletmenin kapasitesinden büyükse, işletme tüm siparişleri zamanında tamamlayamaz. Siparişlerin kabul veya reddinin söz konusu olması halinde, bu problemler siparişlerin çizelgeleme kısmı göz ardı edilerek sırt çantası problemine indirgenebilmektedir [34].

Çizelgeleme problemleri üzerine yapılan çalışmalarda genellikle kapasite kısıtı bütün çizelgelemeyi yönlendirecek biçimde ele alınmamıştır. Bunun yerine, kapasiteye bağlı olarak ortaya çıkan gecikmeler ve bu gecikmelerden doğacak külfet veya cezaların asgariye indirilmesi üzerinde yoğunlaşıldığı görülmektedir. Hiçbir şekilde gecikmeye izin verilmeyen durumlarda ise tüm planlamanın kapasiteyi birinci derecede ele alarak yapılması gerekliliği ortaya çıkmaktadır [116].

Karını enbüyüklemek amacı güden bir işletme, talep tahminleri ve işletmenin üretim kapasitesi arasındaki dengeye istinaden bazı siparişleri geri çevirebilir. Hangi siparişlerin kabul, hangilerinin reddedileceği konusu sorgulanan siparişin getirisi ve mevcut kapasite arasındaki ödünleşmeye göre belirlenir [126]. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi, mevcut siparişlerin hangilerinin kabul edileceğinin, hangilerinin reddedileceğinin ve kabul edilen siparişlerin hangi sırada gerçekleştirileceğinin eş zamanlı olarak belirlenmesi problemidir [116]. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi, son yıllarda araştırmacıların ilgisini çeken bir çalışma alanı olarak görülmektedir ([153]; [135]; [125]). Tek makine durumunun yanı sıra, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin çok makine durumu da son yıllarda artmakta olan bir ilgi görmektedir [146]. Paralel makineler hali, akış tipi ya da atölye tipi çizelgeleme göre kaynaklarda daha az çalışılmıştır [126].

1.2. Kaynak Tarama Metodu

Kaynak taraması kapsamında (i) reddetmeli çizelgeleme, (ii) sipariş kabul ve çizelgeleme, (iii) kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme ve (iv) getiriye göre seçmeli çizelgeleme problemlerine ilişkin ayrıntılı bir tarama gerçekleştirilmiştir. Teslim zamanı atamalı çizelgeleme alanı, yukarıda sayılan özel çizelgeleme problemleri ile doğrudan ilişkili görülmediğinden taramaya dahil edilmemiştir.

Kaynak taraması yapılırken, reddetmeli çizelgeleme alanında Shabtay vd. [116]'nin; sipariş kabul ve çizelgeleme alanında Slotnick [126]'in; kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme alanında Shabtay ve Steiner [118]'ın yayın tarama çalışmaları esas alınmış ve izleyen yıllarda yapılan çalışmalar ayrıca incelenmiştir. Getiriye göre seçmeli çizelgeleme problemi alanı, amaç fonksiyonu yapısı itibariyle benzer olan sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin tek makine durumu ile birleştirilmiştir.

Tablo 1.1'de sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin tek makine durumuna ilişkin; Tablo 1.2'de reddetmeli çizelgeleme probleminin tek makine durumuna ilişkin; Tablo 1.3'te kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme probleminin tek makine durumuna ilişkin ve Tablo 1.4'de sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin çok makine durumuna ilişkin

kaynaklarda var olan çalışmalar özetlenmiştir. Tablolar oluşturulurken çalışmalarda (i) üretime başlama zamanının dikkate alınıp alınmadığı; (ii) hazırlık zamanının dikkate alınıp alınmadığı; (iii) amaç fonksiyonunun tamamlanma zamanına veya gecikmelere göre tasarlanıp tasarlanmadığı; (iv) çok amaçlı bir çözüm yaklaşımı olup olmadığı durumları dikkate alınmıştır. Problemlerin gösteriminde Graham vd. [36]'nin gösteriminden yararlanılmıştır. Söz konusu tablolar tezin Ekler Listesi bölümünde sırasıyla Ek 1, Ek 2, Ek 3 ve Ek 4'de verilmiştir.

1.3. Kapasite Üstü Çizelgeleme Problemleri Üzerine Çalışmalar

Kapasite üstü çizelgeleme problemleri kaynaklarda farklı şekillerde ele alınmaktadır. Bu problemlerde, üretim kapasitesinin ya da dağıtım kapasitesinin dikkate alındığı durumlar söz konusudur. Kaynaklarda, dağıtım kapasitesinin dikkate alındığı çalışmaların sayısının son zamanlarda artmakta olduğu dikkat çekmektedir [131]. Üretim kapasitesinin ele alındığı çalışmalarda, kapasite ana tedarikçinin kapasitesi ile ilişkilendirilmiş, stok miktarı ve parti büyüklüğü hesaplamaları yapılmıştır [4]. Bu çalışmalarda bazı siparişlerin reddedilmesi yaklaşımı bulunmamaktadır.

Kapasitenin dikkate alınmasıyla bazı siparişlerin reddedilmesinin söz konusu olduğu problemler kaynaklarda üç başlıkta toplanabilir. Birincisi "Reddetmeli çizelgeleme problemi" (Scheduling with rejection); ikincisi "Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi" (Order acceptance scheduling) ve üçüncüsü "Getiriye göre seçmeli çizelgeleme problemi" (Prize-collecting scheduling problem) olarak isimlendirilmektedir [116]. Bu üç yaklaşım farklı olarak nitelendirilse de temelde yapılan işlemler benzerdir.

Shabtay vd. [116], kaynaklarda reddetmeli çizelgeleme problemi alanına dahil edilebilecek üç alt alandan daha söz etmektedir. Bunlar: (i) "Kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme problemi" (Scheduling with controllable processing times); (ii) "Teslim zamanı atamalı çizelgeleme problemi" (Scheduling with due date assignment) ve (iii) "Paralel makinelerde maliyet içeren çizelgeleme problemi" (Scheduling paralel machine with cost) olarak isimlendirilmektedir. Kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme problemi ve teslim zamanı atamalı çizelgeleme problemi kaynaklarda çok ilgi gören alanlar olarak karşımıza çıkarken, paralel makinelerde maliyet içeren çizelgeleme problemi çok üzerinde durulmamış bir alandır ve zamanla reddetmeli çizelgeleme problemi alanına kaymıştır.

i. Reddetmeli çizelgeleme problemi

Shabtay vd. [116], reddetmeli çizelgeleme problemine ilişkin bir tarama makalesi yayınlamışlardır. Reddetmeli çizelgeleme probleminde siparişlerin seçilmesi ve seçilen siparişlerin sıralanması işleri bulunur. Bu alanda yer alan problemlerin amaç fonksiyonları toplam tamamlanma zamanı ve reddedilen siparişlerin maliyetleri toplamının ya da toplam gecikmelerin ve reddedilen siparişlerin maliyetleri toplamının enküçüklenmesi şeklindedir. Kaynaklarda tamamlanma zamanının dikkate alındığı amaç fonksiyonu yapısına daha çok yer verildiği gözlenmiştir.

ii. Kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme problemi

İşlem zamanları çizelgeleme probleminde genellikle sabit olarak kabul edilir. Kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme problemi, kaynakların artırılması halinde (örneğin ek işçi alımı, fazla mesai, fason üretim gibi) işlem zamanlarının esnetilebileceği düşüncesine dayanır [118]. Bu problemde, daha fazla siparişin kabul edilebilmesi için işlem zamanlarının azaltılması ile katlanılacak ek maliyetler arasında bir ödünleşme bulunur. Shabtay vd. [116], bu açıdan problemi reddetmeli çizelgeleme problemine benzetmektedir.

iii. Paralel makinelerde maliyet içeren çizelgeleme problemi

Paralel makinelerde maliyet içeren çizelgeleme probleminde, i. siparişin j. makinede işlem görmesi sonucu o sipariş için bir c_{ij} maliyeti oluşur. Burada işlem zamanları yerine siparişin maliyeti kavramından söz edilir ve hangi siparişlerin çizelgeleneceği hangi siparişlerin reddedileceği bu toplam maliyetle birlikte değerlendirilir. Problem, yapısı itibariyle özel bir durumu temsil etmektedir ve kaynaklarda çok ilgi görmemiştir [116].

iv. Teslim zamanı atamalı çizelgeleme problemi

Teslim zamanı atamalı çizelgeleme probleminde, teslim zamanları müşteri tarafından sabitlenmek yerine işletme ile müzakereler sonucu belirlenir. İşletme belirlediği zamandan müşterinin talep ettiği zaman arasındaki farka oranla belli bir cezaya katlanır. Bu problemde, teslim zamanlarını ileri tarihe atarak daha çok siparişin kabul edilebilmesi mümkün olurken, oluşan toplam cezalarla kabul edilen sipariş sayısı arasında bir ödünleşme söz konusu olur. Shabtay vd. [116], problemi bu açıdan reddetmeli çizelgeleme problemine benzetmektedir.

v. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi

Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi, kapasite üstü çizelgeleme problemlerinin içinde kaynaklarda oldukça ilgi gören bir alan olarak karşımıza çıkmaktadır. Slotnick [126],

sipariş kabul ve çizelgeleme problemine ilişkin bir tarama makalesi yayınlamıştır. Slotnick [126] çalışmasında, problemleri tek makine/çok makine durumuna göre sınıflandırmış ve hazırlık zamanı olup olmaması, öncelikli siparişler olup olmaması gibi farklı özellikleri açısından incelemiştir. Amaç fonksiyonu getirinin ya da karın enbüyüklenmesi olmakla birlikte kaynaklarda daha çok gecikmeyi dikkate alan bir amaç fonksiyonu yapısı kullanıldığı gözlenmiştir.

vi. Getiriye göre seçmeli çizelgeleme problemi

Getiriye göre seçmeli çizelgeleme problemi adı altında kaynaklarda sadece iki çalışma bulunmaktadır. Bunlardan biri Wang ve Tang [141] çalışmasıdır, diğer çalışma elektronik not şeklinde yazılmış özet bir çalışma olan Hosteins vd. [41]'dir.

Wang ve Tang [141], çalışmalarında tek makine hazırlık zamanlı getiriye göre seçmeli çizelgeleme problemini ele almıştır. Probleme yönelik bir matematiksel model sunmuş ve iki farklı sezgisel algoritma geliştirerek sonuçları performans yönünden karşılaştırmışlardır. Hosteins vd. [41], getiriye göre seçmeli çizelgeleme problemini teslim zamanları ile ele almışlardır. Teslim zamanlarının olması halinde problemin nasıl çözülebileceğine ilişkin bir yaklaşım öne sürmüşlerdir. Bu alandaki problemlerin her ikisi de tek makine durumunu ele almıştır. Problemin çözümü, siparişlerin seçilmesi ve seçilen siparişlerin sıralanması şeklinde gerçekleşir. Problemin amaç fonksiyonunda toplam getiri ya da toplam kar enbüyüklenmektedir.

1.4. Tezin Amacı ve Kapsamı

Endüstri mühendisliği ve matematiksel programlamanın en önemli ortak alanlarından birisi rotalama ve çizelgeleme problemleridir. Kaynaklarda, çizelgeleme problemlerinin gezgin satıcı probleminin genelleştirilmiş bir şekli olduğu birçok yazar tarafından vurgulanmaktadır [34; 93]. Gezgin satıcı probleminin rotalama problemlerinin temelini oluşturduğu göz önüne alındığında, çizelgeleme ve rotalama alanlarının benzerliği ortaya çıkmaktadır. Bu bağlamda, çizelgeleme problemleri lojistik açısından da önem taşımaktadır. Çizelgeleme alanında araştırma ve yayınlar son yıllarda artan bir şekilde devam etmektedir.

Çizelgeleme problemlerinde hazırlık sürelerinin ele alınması gerekliliği, son yıllarda araştırmacılar tarafından tartışılmaktadır. Hazırlık süreleri, bir işe başlamadan önce işin gerektirdiği hazırlıkları yapmak için ihtiyaç duyulan süredir [5]. Gerçek hayatta, neredeyse her sektörde hazırlık süreleri bulunmaktadır. Çizelgeleme problemlerinde hazırlık sürelerinin dikkate alınması, gerçek hayatın doğru yansıtılması açısından önemlidir. Allahverdi ([5]; [6]; [7]; [8]), yaptığı çalışmalarda çizelgeleme problemlerinde hazırlık

sürelerinin dikkate alınması gerekliliğini vurgulamaktadır. Çizelgeleme alanında yapılan çalışmaların %10'undan azında hazırlık sürelerinin dikkate alındığını belirtmektedir. Diğer yandan, en erken başlama zamanları da gerçek hayatta karşımıza sıklıkla çıkmakta olan önemli parametrelerdir. En erken başlama zamanlarının, hazırlık sürelerine benzer olarak çizelgeleme problemlerinde nadiren dikkate alındığı gözlemlenmektedir.

Kapasite üstü çizelgeleme problemleri, uygulama alanlarının fazla olması ve son yıllarda ilgi gören bir çalışma alanı olması yönüyle hem gerçek hayatta hem de akademik çalışmalar açısından önem taşıyan çizelgeleme problemleridir. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi, söz konusu problemler arasında doğrudan getiriye odaklı olması ve daha yeni bir çalışma alanı olması yönüyle dikkat çekmektedir.

Son yıllarda bilgisayar teknolojisi ve yazılım üzerine gelişmeler, bazı kombinatoryal problemlere uygun modeller geliştirildiği takdirde makul büyüklükteki problemlerin eniyi çözümlerini bulabilme imkânı vermiştir [29]. Matematiksel modellerin doğrudan eniyi çözümünün bulunması halinde, bir yandan gerçek hayatta yaygın kullanım imkânı oluşurken diğer yandan eniyi çözüm sonrası analizler yapma imkânı da doğmaktadır. Diğer yandan, matematiksel modeller sezgisel algoritmaların etkinliğinin test edilebilmesi açısından da önem taşımaktadır [101].

Çalışmaların çoğunda görüldüğü üzere, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin çözüm yaklaşımları sezgiseller üzerinde yoğunlaşmıştır. Oysa, Nogueira vd. [93] göstermiştir ki iyi matematiksel modeller çözüm açısından ve çözüm sonrası analizler açısından karar vericilere önemli destek sağlayabilmektedir. Ayrıca, Della Croce [28] matematiksel/doğrusal programlamanın çizelgeleme problemleri açısından hala önemli ve faydalı bir çözüm yaklaşımı olduğunu belirtmiştir. Öncan vd. [97] asimetrik gezgin satıcı problemi için geliştirilen matematiksel modellerin çözüm süresi yönüyle çok büyük farklılıklar gösterebildiklerini ortaya koymuşlardır. Bu tespitler, karar problemlerine iyi matematiksel modeller geliştirmenin yerinde olacağı görüşünü desteklemektedir.

Kaynaklarda matematiksel modelleme içeren çalışmalarda, genel olarak sipariş kabul ve çizelgeleme problemi ile ilgili var olan matematiksel modellerin problemin özgün bir halini ele aldığı görülmektedir. Söz konusu çalışmalarda, önerdiğimiz modellerle orta büyüklükte problemler çözülmeye çalışılmakta ve benzer problemlerle ilgili diğer matematiksel modellerle bir performans analizi gündeme gelmektedir. Bu nedenle, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin farklı durumlarına kolaylıkla uyarlanabilecek, orta büyüklükte gerçek hayat problemlerini makul sürelerde çözebilecek yeni ve etkili matematiksel modeller geliştirme ihtiyacı hala önemini korumaktadır.

Yukarıda belirtilen tespitler ışığında, bu tez çalışmasında en erken başlama zamanlarını ve sıra-bağımlı hazırlık sürelerini dikkate alarak sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin tek makine hali ve yanı sıra özdeş paralel makineler hali için yeni matematiksel modeller geliştirmek, bu modellerin özel durumlara nasıl indirgenebileceğini göstermek, özel durumlar için kaynaklarda var olan modeller ile yeni modellerin performanslarını karşılaştırmak amaçlanmıştır. Ayrıca, matematiksel modelin yeterli olamadığı durumlarda yaklaşık çözümlerin elde edilebilmesi için, rassallığın yanı sıra akıllı hareket mekanizmalarının da yer aldığı hibrit bir sezgisel algoritma geliştirmek hedeflenmiştir.

Tezin ikinci bölümünde sipariş kabul ve çizelgeleme problemi üzerinde ayrıntılı bir biçimde durulmuş, kaynaklarda yer alan çalışmalar incelenmiş ve var olan modeller irdelenmiştir. Üçüncü bölümde, sipariş kabul ve çizelgeleme problemine ilişkin yeni karar modeli sunulmuş ve yeni modelin performansını görmek amacıyla kaynaklarda yer alan test problemleri kapsamlı bir biçimde çözülmüştür. Yanı sıra, en erken başlama zamanı ve hazırlık süreleri arasındaki ilişkiler genel çizelgeleme problemlerini kapsayacak şekilde araştırılmış ve yeni bir yaklaşım ortaya konmuştur. Dördüncü bölümde, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin çok makine durumuna ilişkin kaynaklarda yer alan çalışmalar incelenmiştir. Sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin özdeş paralel makineler durumuna ilişkin yeni bir model önerilmiş ve modelin performansı uyarlanmış test problemleri ile araştırılmıştır. Ayrıca, büyük boyutlu problemlerin yaklaşık olarak çözülebilmesi amacıyla değişken komşu arama tabanlı bir tavlama benzetimi algoritması geliştirilmiştir. Önerdiğimiz sezgisel algoritmanın etkililiğinin tespiti için matematiksel modelden yararlanılmıştır. Sonuç bölümünde, elde edilen bulguların sonuçlarına ve gelecek çalışmalara yönelik önerilere yer verilmiştir.

2. SİPARİŞ KABUL VE ÇİZELGELEME PROBLEMİ

Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi, işletmenin tüm talebi karşılamaya yetecek kapasitesi olmaması durumunda hangi siparişlerin kabul edileceğinin ve kabul edilen siparişlerin sırasının eş zamanlı olarak belirlenmesi problemidir [126]. Problemin yapısal olarak NP-zor olduğu Ghosh [35] tarafından gösterilmiştir. Sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin amaç fonksiyonunda toplam getiri, toplam kar, toplam getiri ile reddedilen veya geciken işlerden kaynaklanan cezaların farkı enbüyüklenebilmektedir.

Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi diğer kapasite üstü çizelgeleme problemlerine göre kaynaklarda daha çok ilgi görmektedir ve probleme gösterilen ilgi son yıllarda artmaktadır ([126]; [116]; [153]). Problemde, reddetmeli çizelgeleme problemlerinin aksine reddedilen siparişlere değil kabul edilen siparişlere odaklanılmaktadır ve kapasitenin en etkin şekilde kullanılması hedeflenmektedir. Problem, amaç fonksiyonu yapısı gereği getiriye göre seçici çizelgeleme problemine benziyor gözükse de kapasite kısıtının doğrudan kullanılma zorunluluğu taşımaması açısından bu problem çeşidinden farklılaşmaktadır. Bu açıdan getiriye göre seçici çizelgeleme problemi, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin bir alt problemi olarak kabul edilebilir. Fakat getiriye göre seçici çizelgeleme problemi kaynaklarda farklı bir alan olarak kabul edilmiş [141] ve sipariş kabul ve çizelgeleme kaynaklarından atıf görmemiştir.

2.1. Sipariş Kabul ve Çizelgeleme Problemi ile İlgili Matematiksel Model İçeren Çalışmalar

Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi son 25 yıldır araştırmacıların ilgisini çekmiş olmakla birlikte bu konuda matematiksel modelleme yönlü çalışmalar oldukça azdır. Slotnick [126], sipariş kabul ve çizelgeleme problemine ilişkin bir tarama makalesi yayınlamıştır. Yazar çalışmasında problemleri tek makine/çok makine durumuna göre sınıflandırmış ve en başlama zamanlarının dikkate alınması, hazırlık süresi olması, amaç fonksiyonunda gecikmelerin veya tamamlanma zamanlarının yer alması, çok amaçlı çözüm yaklaşımı uygulanması gibi özellikleri bakımından incelemiştir.

Slotnick [126]'in çalışmasına ilaveten, izleyen yıllar için yeni kaynak taraması yapılmıştır. Tablo 1.1'de sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin tek makine durumu için kaynaklarda var olan çalışmalar listelenmiştir. Söz konusu 29 çalışmanın sadece 10 tanesi matematiksel model içermektedir. Bu 10 çalışmanın benzer ve farklı yönleri Tablo 2.1'de özetlenmiştir. Stern ve Avivi [132], kaynaklarda bu alanda kabul gören ilk çalışmadır ve

matematiksel modellemeye yer verilmiştir. Nobibon ve Leus [92]'un çalışmasında iki model yer almaktadır ve sonuç olarak 11 adet model elde edilmiştir.

Charnsirisakskul vd. [15], [16] ilk olarak teslim zamanlarını, ikinci çalışmalarında ise fiyatı esnetmişlerdir. Bunlar özel nitelikte çalışmalardır ve devamında yapılan bir çalışmaya rastlanmamıştır. Wang ve Tang [141], getiriye göre seçici çizelgeleme alanında bir dergi makalesi olarak yayınlanan tek çalışmadır. Bu çalışma, rotalama alanındaki orienteering probleminin çizelgeleme alanına uygulanmış biçimidir. Her ne kadar sipariş kabul ve çizelgeleme alanı kaynaklarında dikkate alınmamış olsa da probleme benzerlik gösteriyor olması nedeniyle tez çalışmasında dikkate alınmıştır. Garcia [34] çalışmasında herhangi bir makine kısıtından söz etmemektedir bu nedenle tez çalışması kapsamında ele alınan probleme doğrudan uymamaktadır. Fakat sipariş kabul ve çizelgeleme alanında teslim pencerelerini dikkate alan tek çalışma olduğundan incelemeye alınmıştır. Trigos ve Lopez [135] çalışmalarında parti büyüklüklerini esas almış olup sıra-bağımlı hazırlık sürelerini parti geçişlerinde uygulayan farklı bir çalışmadır. Kapasite kısıtını getiriye göre seçici çizelgeleme problemindeki gibi direk kullanmıştır, toplam süre kısıtı bulunmaktadır.

Yukarıda belirtilen 5 çalışma, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin özel bir durumunu dikkate almıştır. Diğer çalışmalar ve içerdikleri modeller problemi daha ana hatlarıyla ele almaktadır. Bu nedenle söz konusu 5 çalışmaya yukarıda kısaca değinilmiş, diğer çalışmalar ve içerdikleri modeller izleyen kesimde ayrıntılı olarak anlatılmıştır.

2.2. İncelenen Modeller

İncelenen modellerin çoğunda dizin kümeleri, parametreler ve karar değişkenlerinde farklı simgelerin kullanılmış olduğu gözlenmiştir. Her bir model öncesinde benzer ifadeleri tekrar etmemek ve modellerin anlaşılırlığını kolaylaştırmak amacıyla ortak dizin kümeleri, parametreler ve karar değişkenleri tanımlanmış olup aşağıda verilmiştir.

2.2.1. Modellerdeki ortak gösterimler

i. Dizin kümeleri

Birbirinden bağımsız siparişler (işler) için,

N=$\{i|i = 1,2, \dots, n\}$

kümesi tanımlanmıştır. "n" iş sayısını belirtmektedir.

ii. Parametreler

r_i: i. işe başlama zamanı

p_i: i. işin işlem süresi

d_i: i. işin teslim zamanı

s_{ij}: i. işten sonra j. işe başlanması halinde oluşan sıra-bağımlı hazırlık süresi

e_i: i. işin getirisi

w_i: i. işin teslim zamanından sonra tamamlanması halinde birim zaman gecikme maliyeti

iii. Karar değişkenleri

T_i: i. işin gecikme süresi

C_i: i. işin tamamlanma zamanı

Y_i: $\begin{cases} 1, i\ işi\ seçildiyse \\ 0, dd. \end{cases}$

X_{ij}: $\begin{cases} 1, i\ ve\ j\ işleri\ seçilip\ i\ işi\ j\ işinden\ hemen\ önce\ yapıldıysa \\ 0, dd. \end{cases}$

U_{ij}: $\begin{cases} 1, i\ ve\ j\ işleri\ seçilip\ i\ işi\ j\ işinden\ önce\ yapıldıysa \\ 0, dd. \end{cases}$

Z_{ik}: $\begin{cases} 1, i\ işi\ seçilip\ k.sırada\ yapıldıysa \\ 0, dd. \end{cases}$

İncelenen modellerde ek olarak tanımlanan bir parametre ya da karar değişkeni olması durumunda model öncesinde ayrıca tanımlanacaktır.

2.2.2. Stern ve Avivi [132] modeli

Stern ve Avivi [132], kaynaklarda sipariş kabul ve çizelgeleme alanında var olan ilk çalışmadır. Çalışmada çok makine durumu tek makine gibi ele alınmış ve işlerin bölünmesine izin verilmiştir. Geciken işlerin yapılmasına izin verilmemiş ve amaç fonksiyonunda kabul edilen işlerin toplam getirisi enbüyüklenmiştir. Alandaki en sade çalışma olup matematiksel model ilk olarak burada sunulmuştur.

Uygulamalı bir araştırmaya dayalı olan bu çalışmada, ilk olarak problem tek makineye dönüştürülmüştür. Daha sonra, artan teslim tarihlerine göre işler yeniden sıralanarak aşağıdaki karar modeli öngörülmüştür.

$\sum_{j=1}^{i} p_j Y_j \leq d_i, \quad i \in N$ (1)

$Y_j \in \{0,1\}, \quad j \in N$ (2)

k.a.

Enb $\sum_{i=1}^{n} e_i Y_i$ (3)

şeklinde verilmiştir.

Burada (1) nolu kısıtlar i. işin teslim zamanına kadar işleme alınan işlerin işlem süreleri toplamını i. işin teslim zamanı ile üstten sınırlamaktadır. Eşitsizliğin sol tarafı aynı zamanda işlerin tamamlanma zamanlarını belirlemektedir. (2) nolu kısıtlar karar değişkenlerinin alabileceği değerleri 0-1 ile sınırlamaktadır. (3) nolu amaç fonksiyonu kabul edilen işlerin toplam getirisini enbüyüklemektedir. Modelin n kadar kısıtı ve n kadar 0-1 tamsayılı karar değişkeni bulunmaktadır.

Model genel olarak en erken teslim zamanı (earliest due date) gibi çalışmakta olup, farklı olarak getirisi büyük olan işleri yapmaya zorlamaktadır.

Stern ve Avivi [132] çalışmada bir matematiksel model ve iki sezgisel algoritma önerilmiştir. Çalışma esas itibariyle sezgisel algoritmalar üzerine odaklıdır, matematiksel modelin performans ölçümü yapılmamıştır. Bir tekstil işletmesinde gerçek bir problem iki sezgisel algoritma ile çözülmüş ve önerdiğimiz sezgisel algoritmaların performansları karşılaştırılmıştır.

2.2.3. Oğuz vd. [94] modeli

Oğuz vd. [94] kaynaklarda büyük kabul gören, çok sayıda atıf alan bir çalışmadır. Sipariş kabul ve çizelgeleme alanındaki ilk çalışmadan [132] sonra matematiksel modelleme içeren ikinci ve önerdiğimiz modelin performansının ölçüldüğü ilk yayındır. Bu çalışmada sipariş kabul ve çizelgeleme problemi için ilk kez sıra-bağımlı hazırlık süreleri ve en erken başlama zamanları dikkate alınmıştır. Amaç fonksiyonunda toplam getiri enbüyüklenmektedir. Bu modelin farklılığı, işlerin getirisinin gecikmelere göre değişiyor olmasıdır.

Sıralamanın başlangıç düğümü olarak "0" ve bitiş düğümü olarak "n+1" tanımlanmıştır. Böylece işler kümesi,

$N^{I}=\{i|i=0,1,\ldots,n,n+1\}$

olarak verilmiştir.

Çalışmaya özgü ek parametreler aşağıda tanımlanmıştır.

$\bar{d}_i$: i. işin en geç teslim zamanı

Çalışmaya özgü ek karar değişkeni aşağıda verilmiştir.

R_i: Gecikmeye bağlı olarak i. işten elde edilen getiri

Yukarıdaki tanımlara bağlı olarak karar modeli,

$\sum_{j=1}^{n+1} X_{ij} = Y_i$, $\forall i=0,\ldots,n$ (4)

$\sum_{j=1}^{n} X_{ji} = Y_i$, $\forall i=1,\ldots,n+1$ (5)

$C_i + (s_{ij} + p_j)\, X_{ij} + \bar{d}_i(X_{ij} - 1) \leq C_j$, $\forall i=0,\ldots,n$, $\forall j=1,\ldots,n+1$, $i\neq j$ (6)

$(r_j + p_j)\, Y_j + s_{ij} X_{ij} \leq C_j$, $\forall i=0,\ldots,n$, $\forall j=1,\ldots,n+1$, $i\neq j$ (7)

$C_i \leq \bar{d}_i Y_i$, $\forall i \in N^1$ (8)

$T_i \geq C_i - d_i$, $\forall i \in N^1$ (9)

$T_i \leq (\bar{d}_i - d_i)\, Y_i$, $\forall i \in N^1$ (10)

$T_i \geq 0$, $\forall i \in N^1$ (11)

$R_i \leq e_i Y_i - T_i w_i$, $\forall i=1,\ldots,n$ (12)

$R_i \geq 0$, $\forall i=1,\ldots,n$ (13)

$C_0=0$, $C_{n+1} = max_{i=1,\ldots,n}\{\bar{d}_i\}$, (14)

$Y_0=1$, $Y_{n+1}=1$ (15)

$Y_i \in \{0,1\}$, $X_{ij} \in \{0,1\}$, $\forall i=0,\ldots,n$, $\forall j=1,\ldots,n+1$, $i\neq j$ (16)

k.a.

Enb $\sum_{i=1}^{n} R_i$ (17)

şeklinde verilmiştir.

Burada (4) ve (5) nolu kısıtlar bir iş seçilirse bu işten önce ve sonra sadece bir iş olmasını, iş seçilmediği takdirde sıralamada yer almamasını sağlamaktadır. (6) nolu kısıtlar i işinin j işinden hemen sonra yapılması halinde j işinin tamamlanma zamanının i işinin tamamlanma zamanı artı i'den j'ye sıra-bağımlı hazırlık süresi artı j işinin işlem süresi toplamından büyük ya da eşit olmasını sağlamaktadır. Ayrıca bu kısıtlar sıralamada döngü oluşmasını da engellemektedir. (7) nolu kısıtlar işlerin tamamlanma zamanlarına bir alt sınır vermektedir. (8) nolu kısıtlar son teslim zamanına yetiştirilemeyen işin kabul edilmemesini garantilemektedir. (9) nolu kısıtlar işlerin gecikme sürelerini belirlemektedir ve (10) ve (11) nolu kısıtlar gecikmelerin sınırlarını belirlemektedir. (12) nolu kısıtlar i işi kabul edildiğinde ve T_i gecikmeyle tamamlandığında elde edilen getiriye bir üst sınır vermektedir ve (13) nolu kısıtlar işlerden elde edilen getirilerin negatif olmasını engellemektedir. (14) ve (15) nolu

kısıtlar başlangıç ve bitiş olarak belirlenen işlerin tamamlanma zamanlarını belirlemektedir. (16) nolu kısıtlar söz konusu karar değişkenlerinin alabileceği değerleri 0-1 ile sınırlamaktadır. (17) nolu amaç fonksiyonu kabul edilen işlerin toplam getirisini enbüyüklemektedir. Modelin $2n^2+10n+14$ kısıtı ve $(n+1)^2+4(n+2)$ 0-1 tamsayılı karar değişkeni bulunmaktadır.

Oğuz vd. [94] çalışmasıda, problemin çözümüne yönelik olarak bir matematiksel model, biri tavlama benzetimi ve ikisi yapıcı sezgisel tabanlı olmak üzere üç adet sezgisel algoritma önerilmiştir. Üretilen test problemleri CPLEX 10.0 kullanılarak çözülmüştür. Matematiksel model ile 15 işe kadar makul sürelerde çözümler elde edilebilmiştir. Daha büyük boyutlu problemler sezgisel algoritmalarla çözülmüştür.

2.2.4. Nobibon ve Leus [92] modelleri

Nobibon ve Leus [92] çalışmalarında kesin yapılacak işlerin bulunduğu bir sipariş kabul ve çizelgeleme problemini dikkate almışlardır. Problemin çözümüne yönelik olarak biri atama tabanlı ve diğeri zaman-endeksli olmak üzere iki model sunulmuştur. Her iki modelin amaç fonksiyonunda toplam getiri ile işlerin gecikmesine ilişkin verilen ceza toplamı arasındaki fark enbüyüklenmektedir.

Yazarlar toplam işleri kendi içinde alt gruplara ayırarak karar modelleri geliştirmişlerdir. Bu gruplardan ilki her durumda gerçekleşmesi istenilen işler olup, ikincisi içinden seçim yapılacak işlerdir. Bu gruplar için tanımlanan dizin kümeleri,

F: İşletmenin kesin yapacağı işler kümesi

$F=\{f^l|f^l=1,2,\ldots,f\}$ ve

$\bar{F}$: Seçilecek işler kümesi

olarak verilmiştir. Burada $\bar{F}$=N\F'dir.

<u>i. Atama tabanlı model:</u>

Yukarıdaki tanımlara bağlı olarak atama tabanlı karar modeli,

$Y_i=1, \quad \forall i\in F$ (18)

$Y_i=\sum_{k=1}^{n} Z_{ik}, \quad \forall i\in N$ (19)

$\sum_{i=1}^{n} Z_{ik}\leq 1, \quad k=1,\ldots,n$ (20)

$U_{ji}\leq Y_i$ ve $U_{ji}\leq Y_j, \quad i,j\in N, \ i\neq j$ (21)

$\sum_{q<k} Z_{jq} + \sum_{q\geq k} Z_{iq}\leq 1+U_{ji} \quad i,j\in N, \ k=2,\ldots,n, \ i\neq j$ (22)

$T_i \geq \sum_{j=1}^{n} p_j U_{ji} + p_i Y_i - d_i, \quad i \in N$ (23)

$Y_i, Z_{ik}, U_{ji} \in \{0,1\}, \; T_i \geq 0, \; i,j \in N, \; k=1,\ldots,n$ (24)

k.a.

Enb $\sum_{i=1}^{n} (e_i Y_i - w_i T_i)$ (25)

şeklinde verilmiştir.

Burada (18) nolu kısıtlar F kümesindeki zorunlu işlerin seçilmesini sağlamaktadır. (19) nolu kısıtlar seçilen bir işin tek bir sıraya atanmasını garantilerken (20) nolu kısıtlar her sıraya en fazla bir iş atanmasını garantilemektedir. (21) nolu kısıtlar X_{ji} 1 ise i ve j işlerinin seçilmesini sağlamaktadır. (22) nolu kısıtlar i ve j işlerinin seçilmesi durumunda ve j işi i işinden önce yapıldıysa X_{ji}'nin 1 olmasını garantilemektedir. (23) nolu kısıtlar gecikmeleri hesaplamaktadır. (24) nolu kısıtlar karar değişkenlerinin alabileceği değerleri sınırlandırmaktadır. (25) nolu amaç fonksiyonu toplam getiri ile gecikmelerden kaynaklanan toplam cezalar arasındaki farkı enbüyüklemektedir. Atama modelinin $f+3(n-1)^2+3n$ kısıtı ve 0-1 tamsayılı $2n^2+2n$ karar değişkeni bulunmaktadır.

ii. Zaman-endeksli model:

Çalışma dönemi birim zamanın katlarına göre kodlanarak,

$H' = \{t | t=1,2,\ldots,H\}$

kümesi tanımlanmıştır. Burada,

$H = \sum_{i \in N} p_i$

olarak alınmıştır.

Zaman-endeksli modele ilişkin ek karar değişkenleri aşağıda verilmiştir.

$Q_{jt}: \begin{cases} 1, j \text{ işi seçilip yapımı } t \text{ aralığında başladıysa} \\ 0, dd. \end{cases}$

$c_{jt} = \text{enb}\{t + p_j - d_j - 1; 0\}; \quad c_{jt}: Q_{jt}$ kararı sonucu j. işin gecikme süresi

Yukarıdaki tanımlara bağlı olarak zaman-endeksli karar modeli,

$\sum_{t=1}^{H-p_j+1} Q_{jt} = 1, \quad \forall j \in F$ (26)

$\sum_{t=1}^{H-p_j+1} Q_{jt} \leq 1, \quad \forall j \in \bar{F}$ (27)

$\sum_{j=1}^{n} \sum_{s=t-p_j+1}^{t} Q_{js} \leq 1, \quad t=1,\ldots,H$ (28)

$Q_{jt} \in \{0,1\}$, j=1,…,n, t=1,…,H-p_j+1 (29)

k.a.

Enb $\sum_{j=1}^{n} \sum_{t=1}^{H-p_j+1} Q_{jt}(e_j - w_j c_{jt})$ (30)

şeklinde verilmiştir.

Burada (26) nolu kısıtlar zorunlu işlerin kesin bir kez yapılmasını sağlarken (27) nolu kısıtlar kalan işlerin en fazla bir kere yapılmasını diğer deyişle yapılmasını ya da yapılmamasını belirlemektedir. (28) nolu kısıtlar kapasiteyi sınırlamaktadır diğer bir deyişle aynı anda iki işin yapılmasını engellemektedir. (29) nolu kısıtlar karar değişkenlerinin 0-1 değer almasını garanti etmektedir. (30) nolu amaç fonksiyonu toplam getiri ile gecikmelerden kaynaklanan toplam cezalar arasındaki farkı enbüyüklemektedir.

Nobibon ve Leus [92] modellerinin sonuçları:

1. Çalışmada ele alınan problemin çözümüne yönelik olarak iki matematiksel model, biri doğrudan ve diğeri iki aşamalı olmak üzere iki adet dal-sınır algoritması önerilmiştir.
2. Modellerin ve algoritmaların performanslarını değerlendirmek için test problemleri üretilmiştir. Büyüklüğü 50 işe kadar olan problemler üretilmiş olup her grupta 90 test problemi yer almaktadır. Test problemleri üretilirken yazarlar Slotnick ve Morton ([127]; [128]) çalışmalarını dikkate aldıklarını belirtmişlerdir. İşlem süreleri ve gecikme cezaları U~(1,10) aralığından üretilmiştir. Ayrıca 10 iş için U~(10,100) aralığından farklı büyüklükte işlem süreleri seçilerek modelin ve algoritmaların işlem sürelerine göre hassasiyetleri test edilmiştir.
3. Algoritmalar C++ ile kodlanmış ve matematiksel modelin çözümü için CPLEX 10.2 paket programı kullanılmıştır.
4. Zaman-endeksli model problemleri atama modeline göre daha kısa sürede çözebilmiş ve 30 işe kadar olan problemlerin çoğunu verilen bir saatlik süre içerisinde çözmüştür. Dal-sınır algoritmaları ile 50 işe kadar olan problemler çözülmüş ve iki aşamalı olan algoritmanın diğerine göre daha iyi performans gösterdiği belirtilmiştir.

2.2.5. Zandieh ve Roumani [153] modeli

Zandieh ve Roumani [153] çalışmalarında sıra-bağımlı hazırlık zamanları bulunan sipariş kabul ve çizelgeleme problemini ele alınmışlardır. Çalışmada, yapılacak iş sayısına

üst sınır getirilmiştir. Amaç fonksiyonunda toplam getiri ile gecikmelere verilen toplam ceza arasındaki fark enbüyüklenmektedir.

Sıralamanın başlangıç düğümü olarak "0" tanımlanmıştır. Böylece işler kümesi,

$N^u=\{i|i=0,1,\ldots,n\}$

olarak verilmiştir.

Belirlenen üst sınıra bağlı olarak, seçilecek işlerin işlem sırasına karşı gelmek üzere,

$M=\{k|k=1,2,\ldots,m+1\}$

kümesi tanımlanmıştır. Buna göre karar modeli,

$\sum_{k=1}^{m+1} Z_{ik}\leq 1, \qquad \forall i\in N^u$ (31)

$\sum_{i=1}^{n} Z_{ik}=1, \quad \forall k\in M$ (32)

$\sum_{i=0}^{n}\sum_{k=1}^{m+1} Z_{ik}\leq m+1$ (33)

$\sum_{i=0}^{n}\sum_{k=1}^{q} Z_{ik}\, p_k+\sum_{i=0}^{n}\sum_{k=2}^{q}\sum_{h=0}^{n} Z_{ik}Z_{h,k-1}\, s_{hi}=C_q, \qquad q=2,3,\ldots,m+1$ (34)

$Z_{ik}\in\{0,1\}, \qquad i\in N^u, k\in M$ (35)

k.a.

$\text{Enb}\ \sum_i\sum_k(e_i-w_i(C_k-d_i)^+)Z_{ik}$ (36)

şeklinde verilmiştir.

Burada (31) ve (32) nolu kısıtlar sırasıyla her işin en fazla bir kere yapılmasını ve m adet işin yapılmasını garanti etmektedir. (33) nolu kısıt yapılacak iş sayısını m+1 ile kısıtlamaktadır. (34) nolu kısıtlar hazırlık zamanlarını dikkate alarak kabul edilen işlerin tamamlanma zamanlarını hesaplamaktadır. (35) nolu kısıtlar karar değişkenlerinin 0-1 değerlerini almasını garantilemektedir. (36) nolu amaç fonksiyonu toplam getiri ile toplam gecikmelere verilen cezalar arasındaki farkı enbüyüklemektedir. Modelin (34) nolu kısıtı ve amaç fonksiyonu karar değişkenlerinin çarpımlarını içermekte olduğundan, model doğrusal olmayan bir yapıdadır. Modelin n+2m+3 kısıtı ve 0-1 tamsayılı (m+1)(n+1) karar değişkeni bulunmaktadır.

Modelin performansını değerlendirmek için test problemleri üretilmiştir. Test problemleri üretilirken yazarlar Rom ve Slotnick [111] çalışmasını dikkate aldıklarını belirtmişlerdir. Üretilen test problemleri LINGO paket programı kullanılarak çözülmüştür.

Matematiksel modelin etkinliği 10 adet küçük boyutta problem ile test edilmiştir. Matematiksel model ile 9 işe kadar makul sürelerde çözümler elde edilebilmiştir.

İş sayısı 9'dan büyük olan problemleri çözmek için matematiksel model yeterli olmamış ve yazarlar biri genetik algoritma tabanlı olmak üzere iki adet sezgisel algoritma geliştirmiştir. Sezgisel algoritmaların etkinlikleri 6'sı küçük, 6'sı orta ve 6'sı büyük boyutlu problemler olmak üzere 18 test problemi ile araştırılmıştır. İş sayısı 130'a kadar olan problemler sezgisel algoritmalar ile makul sürelerde çözülmüştür.

2.2.6. Silva vd. [125] modeli

Silva vd. [125] çalışmalarında sıra-bağımlı hazırlık süreleri ve en erken başlama zamanları bulunan sipariş kabul ve çizelgeleme problemini dikkate almışlardır. Çalışmada tümüyle Oğuz vd. [94] çalışmasında tanımlanan problem ele alınmıştır. Oğuz vd. [94]'nde değişken olan getiriler burada işin muhtemel bitiş zamanlarına göre hesaplanarak parametreye dönüştürülmüştür. Amaç fonksiyonunda toplam getiri ile gecikmelere verilen toplam ceza arasındaki fark enbüyüklenmektedir.

Çalışmaya özgü ek dizin kümesi aşağıda tanımlanmıştır.

T'={t|t=0,…,T} olmak üzere 0'dan T'ye kadar bir zaman aralığı öngörülmektedir.

T= $enb_{j\in J}\{\overline{d_j}\}$ şeklinde belirlenmiştir.

Çalışmaya özgü ek parametreler aşağıda tanımlanmıştır.

p'_{ij}: i işinin işlem süresi; $p'_{ij}=\begin{cases}1, i=j\ ise\\ p_i, dd.\end{cases}$

f_j^t: eğer işleme t zamanında başlandıysa j işinin karı

Çalışmaya özgü karar değişkenleri aşağıda verilmiştir.

$$X_{ij}^t:\begin{cases}1, i\ işi\ (i\neq j)\ t-s_{ij}\ zamanına\ eşit\ ya\ da\ daha\ küçük\ bir\ zamanda\ tamamlandıysa,\ \ j\ işi\ t\ zamanında\\ başladıysa\ ve\ i\ ve\ j\ arasında\ başka\ bir\ iş\ yapılmadıysa\\ ya\ da\\ i\ işi\ (i=j)\ t+p_i-1\ zamanına\ eşit\ ya\ da\ daha\ küçük\ bir\ zamanda\ tamamlandıysa\ ve\ sonraki\ işin\\ hazırlık\ süresi\ t+p_i\ zamanına\ eşit\ ya\ da\ daha\ büyük\ bir\ zamanda\ başladıysa\\ 0, diğer\ durumlarda\end{cases}$$

Yukarıdaki tanımlara bağlı olarak karar modeli,

$$\sum_{t=r_j+s_{0j}}^{\ \ \ \

$$\sum_{\substack{i\epsilon N'' \\ i\neq j}} \sum_{\substack{t=r_i+p_i+s_{ij} \\ t-s_{ij}\geq r_j}}^{\bar{d}_j-p_j} X_{ij}^t \leq 1, \qquad j\epsilon N \tag{38}$$

$$\sum_{\substack{j\epsilon N'' \\ t-p'_{ji}-s_{ji}\geq r_j \\ t+p_i\leq \overline{d_v} \\ t-s_{ji}\geq r_i}} X_{ji}^t - \sum_{\substack{j\epsilon N'' \\ j\neq i \\ t+p_i\geq r_j \\ t+p_i+s_{ij}+p_j\leq \overline{d_j}}} X_{ij}^{t+p_i+s_{ij}} - \sum_{\substack{j\epsilon N'' \\ j=i \\ t+1\geq r_j \\ t+1+p_j\leq T}} X_{ij}^{t+1} = 0,\ i\epsilon N,\ t=0,\ldots,T \tag{39}$$

$$X_{ij}^t \epsilon \{0,1\}, \quad i,j\epsilon N''; i\neq j; t=r_i+p_i+s_{ij},\ldots,d_j-p_j; t-s_{ij}\geq r_j \tag{40}$$

$$X_{ii}^t \epsilon \{0,1\}, \quad i\epsilon N;\ t=r_i+1,\ldots,T-p_i \tag{41}$$

k.a.

$$\text{Enb} \sum_{i\epsilon N''} \sum_{\substack{i\epsilon N \\ j\neq i}} \sum_{\substack{t=r_i+p_i+s_{ij} \\ t-s_{ij}\geq r_j}}^{\overline{d_j}-p_j} f_j^t X_{ij}^t \tag{42}$$

şeklinde verilmiştir.

Burada (37) nolu kısıt sıralamanın bir işle başlamasını garantilemektedir. (38) nolu kısıtlar bir işin en fazla bir kere yapılmasını sağlamaktadır. (39) nolu kısıtlar, i işi yapıldığı takdirde, i işinden önce ve i işinden sonra bir işin yapılmasını ve böylelikle akışın korunmasını garanti etmektedir. (40) ve (41) nolu kısıtlar karar değişkenlerinin alabileceği değerleri 0-1 ile sınırlandırmaktadır. (42) nolu amaç fonksiyonu toplam karı enbüyüklemektedir.

Yazarlar modelin performansını değerlendirmek için "http://home.ku.edu.tr/~coguz/ Research/Dataset _OAS.zip." adresinden elde ettikleri Cesaret vd. [14]'nin ürettikleri test problemlerinden yararlanmışlardır. Cesaret vd. [14] çalışması, Oğuz vd. [94] çalışmasının bir uzantısıdır. Cesaret vd. [14] çalışmasında, test problemleri sipariş kabul ve çizelgeleme problemi için geliştirilen bir tabu arama algoritmasının test problemleri olarak kullanılmıştır. Web adresinde sipariş büyüklükleri 10, 15, 20, 25, 50 ve 100 olan 1500 test problemi bulunmaktadır.

Silva vd. [125], kendi geliştirdikleri matematiksel model dışında Oğuz vd. [94]'nin modelini de kodlamışlar ve CPLEX 12.4 ile test problemlerini çözüme almışlardır. Oğuz vd. [94] modeli 10 işten sonra 3600 sn. sınırına takılmaya başlamış, Silva vd. [125] modeli ile 25 işe kadar olan problemlerde aynı süre sınırı içerisinde eniyi çözüme ulaşılabilmiştir. Fakat sipariş büyüklüğü 50 olan problemlerde verilen sürede eniyi çözüme ulaşılamadığı belirtilmiştir.

Silva vd. [125], çalışmalarında matematiksel modele ek olarak, iş sayısı daha büyük olan problemleri çözmek için, biri Lagrange gevşetmesi diğeri sütun oluşturma tabanlı iki farklı kesin çözüm algoritması ve yerel arama tabanlı bir sezgisel algoritma geliştirilmiştir.

Kesin metotlar kıyaslandığında genel olarak hepsinin 50 işlik problemlerde üst sınıra takılmaya başladıkları gözlenmiştir.

2.3. İncelenen Modellerin Değerlendirilmesi

Stern ve Avivi [132] modelinde kapasite kısıtı yoktur. Toplam işlem süresi> Enb$\{d_i\}$ olduğundan problemde bazı işlerin reddi söz konusudur. Gecikmelere izin verilmemekte ve geciken işler reddedilmektedir. Amaç fonksiyonunda toplam getiri enbüyüklenmektedir.

Oğuz vd. [94] modelinde en erken başlama zamanları ve sıra-bağımlı hazırlık süreleri dikkate alınmaktadır. Kapasite kısıtı bulunmamaktadır. İşlerin teslim zamanlarının belirli bir süreye kadar esnemesine izin verilmektedir; diğer bir deyişle gecikmelere izin verilmektedir. Fakat geciken işlerin getirisi, gecikme sürelerine göre doğrusal olarak azalmaktadır. Amaç fonksiyonunda toplam getiri enbüyüklenmektedir.

Nobibon ve Leus [92] çalışmasında iki model önerilmektedir. Ortak olarak modellerde, işler kesin yapılacak ve seçilecek işler olmak üzere iki alt gruba ayrılmaktadır. Hazırlık süreleri dikkate alınmamaktadır. Kapasite kısıtı bulunmamaktadır. Gecikmelere izin verilmekte ve bir üst sınır konulmamaktadır. Amaç fonksiyonunda toplam getiri ile toplam gecikme cezaları arasındaki fark enbüyüklenmektedir.

Zandieh ve Roumani [153] modelinde sıra-bağımlı hazırlık süreleri dikkate alınmaktadır. Seçilebilir işlere sayısal olarak bir üst sınır tanımlanmaktadır, böylece bir kapasite kısıtı vermektedir. Gecikmelere izin verilmiş ve bir üst sınır belirlenmemiştir. Amaç fonksiyonunda toplam getiri ile toplam gecikme cezaları arasındaki fark enbüyüklenmektedir. Sunulan modelde amaç fonksiyonu ve işlerin tamamlanma zamanlarını hesaplayan kısıt doğrusal olmayan yapıdadır.

Her çalışma kapasiteyi dolaylı olarak dikkate alıyor olsa da sadece Zandieh ve Roumani [153] modeli kapasite kısıtını direkt olarak (kabul edilecek iş sayısını baştan sınırlayarak) kullanmıştır. Ayrıca doğrusal olmayan karar modeli bulunan tek çalışmadır.

Stern ve Avivi [132], gecikmelere izin vermeyen tek modeldir. Bu nedenle Stern ve Avivi [132] amaç fonksiyonunda sadece toplam getiriyi dikkate almıştır. Diğer modellerde gecikmelere göre ceza tanımlanmış olup, belirli miktarda gecikmeye izin verilmiştir. Bu cezalar farklı şekillerde amaç fonksiyonuna yansıtılmıştır.

Oğuz vd. [94] modeli değişken getirinin söz konusu olduğu tek çalışmadır. Nobibon ve Leus [92] modeli ile Zandieh ve Roumani [153] modelinin amaç fonksiyonları aynıdır. Çalışmaların hiçbirisinde çok amaçlı bir yaklaşım söz konusu değildir.

Silva vd. [125] çalışmasında ele alınan problem Oğuz vd. [94] çalışmasındaki ile özdeştir. Bu çalışma, Oğuz vd. [94] modelinden geliştirilen modelin yapısının zaman-endeksli olması yönüyle farklılaşmaktadır.

Sıra-bağımlı hazırlık sürelerini Oğuz vd. [94], Zandieh ve Roumani [153] ve Silva vd. [125] çalışmaları dikkate almıştır. Zandieh ve Roumani [153] modelinin doğrusal olmadığı düşünülürse, Oğuz vd. [94] ve Silva vd. [125] modelleri, sıra-bağımlı hazırlık sürelerini dikkate alan doğrusal karar modelleridir. Oğuz vd. [94] modeli, en erken başlama zamanlarını dikkate alması açısından da diğer modellerden farklılaşmaktadır.

Silva vd. [125] modeli, yazarların belirttiği üzere çözüm süresi performansı olarak Oğuz vd. [94] modelinden daha üstün olmakla birlikte, tez çalışmasının sonraki kesiminde ele alınacak özel durumlar açısından bazı zorluklar ve yetersizlikler taşımaktadır. Bu modele dönük temel eleştiriler şöyle sıralanabilir:

1. Karar değişkenleri, hangi işin hangi işten önce veya sonra yapılacağının ve işin zaman ekseninin hangi anında yapılacağının belirlenmesi çerçevesinde üç boyutlu uzayda tanımlanmış olup, model tamsayı değişkenlere bağlı olarak $O(n^3)$'tür.
2. İşleme alınan işlerden elde edilecek gelirlerin zaman eksenine bağlı olarak önceden hesaplanması ve tablolamasının zorunlu olması nedeniyle, model muhtemel değişimlere anında cevap verememe açısından kullanıcı odaklı görülmemektedir.
3. En erken başlama zamanı ile hazırlık süresi arasında tam bağımlılık söz konusu olup, bu bağımlılığın hiçbir şekilde ayrıştırılamaz olduğu anlaşılmaktadır.
4. Modelin bu haliyle özdeş çok makine durumuna dönüşmesi pek kolay görülmemektedir.
5. Bu modelin, bazı işlerin mutlak yapılması, bazı işlerin diğer bazılarından önce yapılması ve bazı işlerin kabulü halinde birbirini izlemesi gibi karar vericinin özel tutumlarına uyarlanması mümkün görülmemektedir.
6. Modelde gerek ikinci maddede açıklanan durum gerekse işlerin tamamlanma zamanı bilgilerinin tutulmuyor olması nedeniyle, modelin farklı amaç fonksiyonları için dönüşümü mümkün görülmemektedir.

Silva vd. [125] modeli, Oğuz vd. [94] modelinden daha güncel ve çözüm zamanı yönünden daha üstün olsa da yukarıda verilen nedenler gereği tez çalışmasının bir sonraki kesiminde yapılmış çalışmalara dahil edilmemiştir.

Silva vd. [125] modeli için yapılan eleştirilerin Oğuz vd. [94] modeli için geçerli olmadığı düşünülmekte olup, izleyen kesimde bu modelin bazı kısıtlarında mümkün

sıkılaştırmaların yapılarak yukarıdaki maddelerde konu edilen özel durumlara uyarlanabilirliği üzerinde durulacaktır. Oğuz vd. [94] modelinin seçilmesinin nedeni, kaynaklarda tek makine için sıra bağımlı hazırlık sürelerini ve en erken başlama zamanlarını eş zamanlı olarak dikkate alan, kullanıcı kolaylığı olan ve özel durumlara uyarlanabilme esnekliği taşıyan tek çalışma olmasıdır.

2.4. Oğuz vd. [94] Modelinin İncelenmesi

Bu kesimde Oğuz vd. [94] modeli üzerinde yapılabilir işlemler tartışılmıştır. Oğuz vd. [94] modelinin esnekliği üzerinde ayrıntılı olarak durulmuştur. Son olarak, modelin bazı eksiklikleri ve yetersiz kaldığı durumlar belirtilmiştir.

2.4.1. Oğuz vd. [94] modelinde yapılabilir sıkılaştırmalar

Oğuz vd. [94] modeli incelendiğinde yapılabilir iyileştirmeler aşağıda Önerme 1, Önerme 2 ve Önerme 3 olarak sunulmuştur. Her önermenin ispatına kendisinden sonra yer verilmiştir.

Önerme 1: Oğuz vd. [94] modelinin (6) nolu kısıtları aşağıdaki şekilde yazılabilir.

$$T_i \geq C_i - d_i Y_i, \quad \forall i \in N^1 \qquad (6a)$$

İspat:

$Y_i=0$ ise, i işi yapılmıyor demektir ve $T_i \geq C_i$ olur ki geçerli bir eşitsizliktir. Bu durumda T_i ve C_i'nin ikisi de sıfır olacağından (6a) geçerlidir.

$Y_i=1$ ise, i işi yapılıyor demektir ve $T_i \geq C_i - d_i$ olur ki geçerli bir eşitsizliktir. i işinin gecikmesi, i işinin tamamlanma zamanı ile teslim zamanı arasındaki farktan büyük ya da eşit olur ki (6a) geçerlidir.

Önerme 2: Oğuz vd. [94] modelinin (7) nolu kısıtı ile yukarıdaki (6a) kısıtı beraber ele alındığında modelin (5) nolu kısıtları sağlanır. Bu nedenle (5) nolu kısıtlar modelden çıkartılabilir.

İspat:

(6a) ve (7) nolu kısıtlar T_i'nin alabileceği değerleri sırasıyla alttan ve üstten sınırlamaktadır. Öyleyse aşağıdaki eşitsizlik yazılabilir.

$$\bar{d}_i Y_i - d_i Y_i \geq T_i \geq C_i - d_i Y_i$$

Buna göre,

$\bar{d}_i Y_i - d_i Y_i \geq C_i - d_i Y_i$

sağlanır. Bu durumda, $\bar{d}_i Y_i \geq C_i$ olur ki bu (5) nolu kısıta denktir. Öyleyse bu kısıta gerek yoktur.

Önerme 3: Oğuz vd. [94] modelinin (9) nolu kısıtları aşağıda (9a) nolu kısıtlarda verildiği üzere eşitlik olarak yazılabilir.

$$R_i = e_i Y_i - T_i w_i, \quad \forall i=1,\ldots,n \tag{9a}$$

İspat:

$Y_i=0$ olursa, i işi yapılmıyor demektir. $R_i = - T_i w_i$ elde edilir. (6a) ve (7)'ye göre $C_i \leq 0$ olup, (4)'den $C_i \geq 0$ koşuluna bağlı olarak $T_i=0$ değerini alır ki $R_i=0$ olur.

$Y_i=1$ olursa, i işi yapılıyor demektir. i işi yapıldığında getirisi zamanında teslim olması durumunda elde edilen getiri ile gecikme cezaları arasındaki farka eşit olacağından $R_i = e_i - T_i w_i$ geçerli bir eşitliktir.

Yukarıdan verilen "Önerme 2" ile Oğuz vd. [94] modelinin kısıt sayısı $2n^2+12n+16$'dan n kadar azaltılarak $2n^2+11n+16$'ya indirgenmiştir. Bunun yanı sıra, Önerme 1 ve Önerme 3 ile kısıtlarda ayrıca sıkılaştırılma sağlanmıştır. Bu işlemlerin çözüm süresine yansımalarını görmek amacıyla yapılan sayısal analizler izleyen kesimde özetlenmiştir.

2.4.2. Bazı test problemlerinin çözülmesi

Oğuz vd. [94] çalışmasında kullanılan test problemleri yazarlar tarafından üretilmiştir. Problemler üretilirken nasıl bir yol izlendiği çalışmada ayrıntılı olarak açıklanmıştır. Yazarlar daha sonra bu çalışmanın devamı niteliğinde olan başka bir çalışma gerçekleştirmiş ve burada Oğuz vd. [94] modelinde kullanılan test problemlerinin çok kolay çözülüyor olması nedeniyle yeni test problemleri ürettiklerini belirtmişlerdir [14]. Kaynaklarda kabul gören test problemleri daha sonra üretilen problemler olduğundan, bu bölümde yapılan analizlerde de bu test problemleri kullanılmıştır. Test problemlerine internet üzerinden erişim imkânı bulunmaktadır. Test problemlerine, çözüm ortamına ve paket programa ilişkin ayrıntılı bilgi izleyen bölümde verilmiştir.

10 işlik problemler için elde edilen sonuçlar Tablo 2.2'de verilmiştir. Dört farklı grupta ele alınan test problemlerinde, Oğuz vd. [94] modeli ve sıkılaştırılmış model için sırasıyla ortalama çözüm süresi 169 ile 154 sn.; 76 ile 82 sn.; 87 ile 84 ve 8'er sn. olarak

gerçekleşmiştir. 15 iş ve daha yukarısı için Oğuz vd. [94] modeli ve sıkılaştırılmış model ile 14400 sn. limitinde eniyi çözüme ulaşılamamıştır. Öyleyse, Oğuz vd. [94] modeli ile sıkılaştırılmış model arasında çözüm süresi bakımından anlamlı bir fark yoktur.

Tablo 2.2. n=10 için test problemlerinin sonuçları

	Oğuz vd. [94] modeli		Sıkılaştırılmış model	
Problem	Çözüm Süresi (s)	EİD	Çözüm Süresi (s)	EİD
n10_tao1_R1_1	208,35	121	187,85	121
n10_tao1_R1_2	195,62	125	200,59	125
n10_tao1_R1_3	204,25	94	153,68	94
n10_tao1_R1_4	0,53	123	0,64	123
n10_tao1_R1_5	80,27	94	89,15	94
n10_tao1_R1_6	261,76	109	217,85	109
n10_tao1_R1_7	261,58	102	183,59	102
n10_tao1_R1_8	102,34	109	121,87	109
n10_tao1_R1_9	175,03	119	177,56	119
n10_tao1_R1_10	199,95	98	214,42	98
Ort.	168,968		154,72	
n10_tao1_R5_1	145,18	115	161,07	115
n10_tao1_R5_2	101,97	123	115,33	123
n10_tao1_R5_3	133,80	127	141,17	127
n10_tao1_R5_4	85,36	98	82,50	98
n10_tao1_R5_5	124,79	110	156,02	110
n10_tao1_R5_6	152,14	86,5	156,17	86,5
n10_tao1_R5_7	2,75	113	2,09	113
n10_tao1_R5_8	2,10	124	0,47	124
n10_tao1_R5_9	6,03	120	1,84	120
n10_tao1_R5_10	7,07	107	2,95	107
Ort.	76,119		81,961	
n10_tao3_R1_1	51,51	108	62,74	108
n10_tao3_R1_2	164,77	132	141,11	132
n10_tao3_R1_3	53,16	88	55,10	88
n10_tao3_R1_4	123,33	98	118,79	98
n10_tao3_R1_5	95,15	82	94,80	82
n10_tao3_R1_6	59,39	105	61,97	105
n10_tao3_R1_7	54,96	109	38,97	109
n10_tao3_R1_8	143,13	118	135,08	118
n10_tao3_R1_9	70,36	97	78,66	97
n10_tao3_R1_10	55,41	109	58,79	109
Ort.	87,117		84,601	
n10_tao5_R7_1	3,67	124	3,88	124
n10_tao5_R7_2	2,60	83	2,72	83
n10_tao5_R7_3	12,49	92	12,72	92
n10_tao5_R7_4	12,24	128	12,15	128
n10_tao5_R7_5	3,4	95	2,91	95

n10_tao5_R7_6	3,63	128	3,32	128
n10_tao5_R7_7	19,09	104,83	17,70	104,83
n10_tao5_R7_8	19,52	76	20,27	76
n10_tao5_R7_9	3,08	129	2,61	129
n10_tao5_R7_10	1,95	90	1,85	90
Ort.	8,167		8,013	

Çözüm Süresi (s): Saniye cinsinden çözüm süresi; EİD: Eniyi değer; Ort.: Ortalama.

2.4.3. Oğuz vd. [94] modelinin bazı özel durumlara uyarlanabilirliği

Bu kesimde Oğuz vd. [94] modelinin basitleştirilmiş ve yeni kısıt veya tutumlarla ötelenmiş problemlere nasıl uyarlanacağı tartışılmıştır.

1. En erken başlama zamanlarının olmaması durumu: Oğuz vd. [94] modeli, bu öncül probleme kolaylıkla uyarlanabilir. En erken başlama zamanlarını probleme yansıtan (4) nolu kısıtlar kaldırıldığında model en erken başlama zamanlarının olmadığı duruma dönüşür.

2. Hazırlık sürelerinin sıra-bağımlı olmaması durumu: Oğuz vd. [94] modelinde sıra-bağımlı hazırlık sürelerinin probleme yansıtıldığı kısıtlar (3) ve (4) nolu kısıtlardır. Hazırlık süreleri sıra-bağımlı olmazsa, bir işin hazırlık süresi daha önce yapılan işten bağımsız olarak sabit duruma gelir. Böylece, bir işin yapılabilmesi için her durumda sabit bir hazırlık süresi eklenmesi gerekir ki bu süre o işin işlem süresinin içine katılabilir. Böylece (3) ve (4) nolu kısıtların içindeki "s_{ij}" ifadeleri çıkarılır; p_j yerine p'_j ifadesi getirilir ve aşağıdaki (3a) ve (4a) nolu kısıtlar elde edilir.

$p'_j = p_j + s_j$ olarak ifade edilir.

$$C_i + p'_j X_{ij} + \overline{d}_i(X_{ij} - 1) \leq C_j, \qquad \forall i=0,\ldots,n, \quad \forall j=1,\ldots,n+1, \quad i \neq j \tag{3a}$$

$$(r_j + p'_j)\, Y_j \leq C_j, \qquad \forall i=0,\ldots,n, \quad \forall j=1,\ldots,n+1, \quad i \neq j \tag{4a}$$

3. Getirilerin gecikmeye göre değişken değil sabit olması durumu: Getiriler sabit olması halinde, bu değerler parametre olarak ele alınırlar. Bu durumda, Oğuz vd. [94] modelinden (9) ve (10) nolu kısıtlar (ve dolayısıyla R_i değişkeni) çıkarılır ve gecikme cezaları amaç fonksiyonuna yansıtılır. Var olan amaç fonksiyonu kaldırılarak aşağıda verilen (14a) nolu amaç fonksiyonu modele eklenir.

$$\text{Enb} \sum_{i=1}^{n} (e_i\, Y_i - w_i T_i) \tag{14a}$$

4. Hazırlık faaliyetlerinin en erken başlama zamanına göre bölünmesi durumu: Oğuz vd. [94] modelinde, hazırlık süresinin bir bölümünün en erken başlama zamanı gelmemiş olsa dahi yapılabilmesi için (4) nolu kısıtlarda değişiklik yapmak gerekir. Bu kısıtlarda yer

alan "$s_{ij}X_{ij}$" ifadesi 0 ve 1 arasında değer alabilen bir α katsayısı ile çarpılır ve böylece hazırlık süresinin (1-α) kadar kısmının en erken başlama zamanı gelmemiş olsa dahi yapılmasına izin verilmiş olur. (4) nolu kısıtlar kaldırılarak modele verilen aşağıdaki (43) nolu kısıtlar eklenir.

$$(r_j + p_j)\, Y_j + \alpha s_{ij}\, X_{ij} \leq C_j,\ \forall i=0,\ldots,n, \quad \forall j=1,\ldots,n+1,\ i\neq j,\ 0\leq\alpha\leq 1 \qquad (43)$$

5. Yöneticinin özel tutum ve eğilimlere sahip olması durumu: Yöneticilerin özel isteklerde bulunması gerçek hayatta sıklıkla karşılaşılabilen bir durumdur. Bu açıdan, bir karar modelinin yöneticinin özel tutum ve isteklerine uyarlanabiliyor olması önem taşımaktadır. Oğuz vd. [94] modelinin,

i. Yöneticinin bir işin kesin yapılmasını ya da yapılmamasını istemesi durumu
ii. Yöneticinin iki işin kesin yapılmasını ve birbirini takip etmesini istemesi durumu
iii. Yöneticinin işlerin en az belirli bir yüzdesinin yapılmasını istemesi durumu

gibi farklı durumlara uyarlanması mümkündür.

Örneğin, yöneticinin üçüncü işin kesin yapılmasını istemesi durumunda modele (44) nolu kısıt eklenir. Eğer dokuzuncu işin kesin yapılmaması isteniyorsa modele (45) nolu kısıt eklenir.

$$Y_3=1 \qquad (44)$$

$$Y_9=0 \qquad (45)$$

Yöneticinin birinci ve beşinci işlerin kesin yapılmasını ve birinciden sonra hemen beşincinin takip etmesini istemesi durumunda modele (24) nolu kısıtın eklenmesi yeterli olur.

$$X_{15}=1 \qquad (46)$$

Yöneticinin işlerin en az yarısının yapılmasını istemesi durumunda modele (25) nolu kısıt eklenir.

Toplam iş sayısı "n" ile ifade edilsin.

$$\sum_{i=1}^{n} Y_i \geq n/2 \qquad (47)$$

6. Farklı amaçlar olması durumu: Oğuz vd. [94] modelinde farklı amaçlar olması mümkündür. Amaç fonksiyonu yapısı enküçükleme olarak da ele alınabilir. Kaynaklarda, reddedilen işler için ortaya çıkan toplam cezaların enküçüklenmesi, toplam gecikmenin, en büyük gecikmenin ya da toplam gecikme cezalarının enküçüklenmesi, toplam tamamlanma

zamanının ya da enbüyük tamamlanma zamanının enküçüklenmesi gibi birçok farklı amaç fonksiyonu yapısına rastlamak mümkündür [116]. Fakat sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin amaç fonksiyonu, her zaman toplam getirinin veya toplam getiri ile toplam cezaların farkının enbüyüklenmesi şeklindedir [126]. Amaç fonksiyonu yapısı değiştiğinde, problem reddetmeli çizelgeleme problemi (Scheduling with Rejection) yapısına dönüşmektedir. Bu iki problem türü arasındaki temel farkların başında amaç fonksiyonu yapısı gelmektedir. Diğer yandan, bu iki problem türünün birbirlerine kolaylıkla dönüştürülebilir olduğu açıktır.

Oğuz vd. [94] modelinde amaç fonksiyonu, örneğin Enk $\sum w_i T_i$ olarak toplam gecikme cezalarını enküçükleyecek duruma getirilebilir. Fakat bu durumda getirilerin parametre olarak ele alınması ve modele toplam getiri için alt sınır belirleyen bir kısıt eklenmesi gerekir [141].

7. Çok amaçlı durum: Kaynaklarda, sipariş kabul ve çizelgeleme veya reddetmeli çizelgeleme alanında çok amaçlı durumu ele alan çalışma yok denecek kadar azdır ([126]; [116]). Halbuki çizelgeleme probleminde bazı işlerin kabul bazı işlerin reddedilmesi, işin kabul edilmesi sonucu elde edilen getiri ile bu işin gerçekleştirilmesi için harcanan kaynaklar arasındaki ödünleşmenin bir sonucu olmalıdır. Diğer bir deyişle, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin doğasında çok amaçlılık bulunmaktadır. Bu açıdan, Oğuz vd. [94] modelinin çok amaçlı duruma getirilmesi mümkündür. Örneğin, var olan (14) nolu amaç fonksiyonu yanında, aşağıda verilen enbüyük tamamlanma zamanını enküçükleyen (48) nolu amaç fonksiyonu veya i. işin yapımında ortaya çıkan maliyetler "l_i" ile gösterildiğinde toplam maliyeti enküçükleyen (49) nolu amaç fonksiyonu modele eklenebilir.

(48) ve (49) nolu amaç fonksiyonu yapısı tamamen değiştirilerek, getiriler parametre haline dönüştürüldüğünde toplam getiriyi enbüyükleyen (14a) nolu amaç fonksiyonu yanında, toplam gecikmeyi enküçükleyen aşağıdaki (50) nolu amaç fonksiyonu veya i. işin reddedilmesi sonucu oluşan ceza "h_i" ile gösterilirse reddedilen işlerden kaynaklanan toplam cezaları enküçükleyen aşağıdaki (51) nolu amaç fonksiyonu modele eklenebilir. Örnekleri bu şekilde çoğaltmak mümkündür.

- Enb $\sum_{i=1}^{n} R_i$ (14)
- Enk (Enb C_i) (48)
- Enk $\sum_{i=1}^{n} l_i$ (49)
- Enb $\sum_{i=1}^{n} R_i$ (14a)
- Enk $\sum_{i=1}^{n} T_i$ (50)

- Enk $\sum_{i=1}^{n} h_i$ (51)

8. Özdeş paralel makineler durumu: Sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin çok makine için farklı durumları kaynaklarda çalışılmış olmakla birlikte, özdeş paralel makineler durumu için çok az sayıda çalışma bulunmaktadır ([106]; [107]; [43]; [44]; [45]; [146]). Matematiksel modellemenin yer aldığı çözüm yaklaşımları ise çok daha azdır. Slotnick [126]'in tarama çalışması dışında izleyen yıllar için kaynaklar tarandığında özdeş olmayan paralel makineler için matematiksel modellemenin Emami vd. [31]; [32] tarafından çalışılmış olduğu görülmüştür. Özdeş paralel makineler durumu ise Wu vd. [146] tarafından ele alınmıştır.

Oğuz vd. [94] modelinin özdeş paralel makine durumuna dönüşümünün mümkün olduğu düşünülmektedir. Bu durumda makineleri gösteren bir dizin kümesi eklemenin yanı sıra karar değişkenlerinde ve kısıtlarda bazı değişikliklerin yapılması gerekir.

2.4.4. Oğuz vd. [94] modeline yapılan eleştiriler ve yeni model ihtiyacı

Bir önceki kesimde, Oğuz vd. [94] modelinin esnekliği ve model üzerinde yapılabilir işlemler tartışılmıştır. Bu kesimde ise, modelin bazı eksiklikleri ve yetersiz kaldığı durumlar üzerinde durulmuştur. Modele yapılan eleştiriler aşağıda sıralanmıştır.

1. Boyut arttıkça çözüm süresinin çok hızlı artıyor olması: Oğuz vd. [94] modeli 15 düğüm ve üzeri büyüklükteki problemleri 14400 sn. limitinde çözememiştir. Modelin sıkılaştırılmış durumu da bu süre sınırı içinde eniyi çözüme ulaşamamıştır. Bu durum, çözüm sonrası analizlerin yapılmasını güçleştiriyor olmasının yanı sıra modelin esnekliğinden fayda sağlanmasını da engellemektedir. Model birçok duruma rahatlıkla dönüştürülebiliyor olsa da problemin çözümü çok uzun sürdüğünden modelin esnekliği etkin görülmemektedir. Bu haliyle Oğuz vd. [94] modelinin, ele alınan özel problem için geliştirilecek sezgisellerin doğruluğunu veya eniyi çözüme ne kadar yaklaştığını test etmek için de kullanılamayacağı düşünülmektedir.

2. Hazırlık sürelerinin devreye girmesinde en erken başlama zamanlarının bağlayıcı olması: Oğuz vd. [94] ve özdeş problemi ele alan Silva vd. [125] modellerinin her ikisinde de en erken başlama zamanı gelmemiş olan bir işin hazırlık faaliyetinin gerçekleştirilmesine izin verilmemektedir. j. iş i. işten hemen sonra yapılırsa, Oğuz vd. [94] modelinin (3) nolu kısıtı,

$C_j \geq C_i + s_{ij} + p_j$

ve (4) nolu kısıtı,

$C_j \geq r_j + s_{ij} + p_j$

eşitsizliklerinin sağlanmasını zorunlu kılar. (3) ve (4) birlikte gerçekleşeceğinden, eğer $r_j > C_j$ ise (4) nolu eşitsizlik bağlayıcı olur ve makine boş kalır. Bu durum, ancak ve ancak hazırlık faaliyetlerinin tamamının j işine bağımlı olduğu ve j işinin en erken başlama zamanı gelmeden hiçbir hazırlık faaliyetinin yapılamayacağı durumda geçerli olur.

Bu yaklaşım gerçek hayatı yansıtmıyor olmakla birlikte, hem verimlilik ilkelerine tamamen aykırı bir duruma sebep olmakta hem de kaynaklardaki birçok çalışma ile çelişmektedir. Tez çalışması kapsamında, bu yaklaşımın gerçek hayata daha uygun duruma getirilmesi büyük ölçüde önemsenmiş olup, bir sonraki kesimde bu konu ayrıntılı olarak tartışılmıştır.

Yukarıda verilen açıklamalar göz önüne alındığında, daha büyük boyutlu problemleri çözebilen, özel durumlara uyarlanabilme esnekliği olan, hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı arasındaki ilişkinin daha doğru tanımlandığı yeni modellere gereksinim vardır. Bu açıdan, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin en erken başlama zamanlarını ve hazırlık sürelerini dikkate alan farklı durumlarına yönelik olarak izleyen bölümde yeni modeller önerilmiştir.

2.5. Hazırlık Sürelerinin En Erken Başlama Zamanına Göre Bölünebilirliği

Hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı çizelgeleme problemlerinin genelinde çok az ele alınmış durumlardır. Her ikisinin ele alındığı çalışmalar daha da azdır [5]. Bu kesimde, hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı kavramları açıklanacak ve her ikisinin de bir çizelgeleme probleminde yer alması durumunda aralarında meydana gelebilecek ilişkiler tartışılacaktır.

2.5.1. Hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı kavramları

Bir işin yapılması için uygun ortamın hazırlanması çizelgeleme faaliyetleri açısından büyük önem taşımaktadır. İşin yapılmasına yönelik gerekli makine, malzeme ve diğer araçların hazırlanması için gereken süre, söz konusu işin hazırlık süresi (setup time) olarak adlandırılmaktadır. Hazırlık süresi, yapılacak işe bağlı olmanın yanı sıra bir önceki işe de bağlı olarak değişiyorsa sıra-bağımlı; yalnız yapılacak işe bağlı olarak değişiyorsa sıra-bağımsız olarak sınıflandırılmaktadır. Sıra-bağımsız hazırlık süresi, işin işlem zamanına eklenebilir ya da işin işlem zamanından ayrı olarak ele alınabilir. Hazırlık süreleri çizelgeleme faaliyetinin sonuçlarını tamamen etkiliyor olmasına rağmen, problem yapısını

daha karmaşık hale getirmesi nedeniyle çizelgeleme kaynaklarının büyük çoğunluğunda dikkate alınmadığı belirtilmektedir ([5]; [7]; [8]).

Allahverdi ve Soroush [6], hazırlık süresinin tanımını genişleterek aşağıdaki şekilde ifade etmişlerdir.

"Hazırlık süresi, bir işin gerçekleştirilmesinden hemen önce gerekli kaynakların hazır edilmesi için harcanan süredir. Hazırlık süreleri aşağıda verilen faaliyetleri kapsayabilir:

1. Gerekli araçların elde edilmesi, süreçte kullanılacak olan materyallerin hazırlanması, bazı araçların geri götürülmesi, temizlik faaliyetleri, sabitleyici ve tutturucuların ayarlanması, ölçümleme (kalibrasyon) işlemleri, makine ayarlarının yapılması, malzemelerin kontrol edilmesi;
2. Bir hizmet söz konusu ise uygun ortamın hazırlanması;
3. Gerekli bilgisayar programlarının kurulması ve dosyaların aktarılması;
4. Otomasyon ortamında gerekli sinyallerin girilmesi ve başlatılması".

Görüldüğü üzere, bir işin hazırlık süresi, işe başlamak için gerekli hazırlık faaliyetlerine göre belirlenir. Hazırlık faaliyetleri, işin ve dolayısıyla sektörün yapısına göre değişkenlik gösterir. Örneğin kimya sanayinde ürünler arası geçişlerde temizlik faaliyetleri çok kritiktir ve büyük zaman almaktadır. Çünkü makine ve teçhizat iyi temizlenmezse bir sonraki ürünün içeriğini değiştirebilir. Örneğin boya üreten bir işletmede, renk değişimleri olduğunda, bir önceki rengin sonrakini etkilememesi için temizlik faaliyetleri büyük titizle yapılmaktadır ve bu nedenle ciddi bir hazırlık süresi ortaya çıkmaktadır [6].

En erken başlama zamanı (release date), çizelgeleme faaliyetlerinde önem taşıyan ve gerçek hayatta sıklıkla karşılaşılabilen bir diğer kavramdır. En erken başlama zamanı, isminden de anlaşılacağı üzere, bir işin yapımına başlanabilecek anı ifade etmektedir. Diğer bir deyişle, bir işin yapımına en erken başlama zamanından önce başlanamaz [94]. En erken başlama zamanı kavramı, kaynaklarda hazırlık süresi kadar net açıklanmamış olmakla birlikte, en erken başlama zamanını içeren çizelgeleme problemleri üzerine bir tarama çalışması da bulunmamaktadır. Çizelgeleme problemlerinde en erken başlama zamanı, müşteri tarafından belirlenen bir tarih olabileceği gibi, işletmenin kendi politikalarından, kaynak gereksinimlerinden dolayı belirlenen bir tarih de olabilmektedir [134].

Çizelgeleme çalışmalarında, problemin yapısı ve tüm parametreler bilinir olduğu takdirde, yapılan varsayımlardan biri başlangıç anında her işin özelliklerinin de biliniyor olmasıdır. Fakat gerçek hayatta bu durumun çok gerçekçi olmamasının yanı sıra, işlerin özellikleri bilinse dahi işin yapılabilmesi için gerekli bir takım ön hazırlıkların müşteri

tarafından sağlanması gerekebilir. Örneğin, müşterinin işin başlaması için bazı taslaklar, elektronik dosyalar vb. katkılar yapması gerektiğinde veya müşteri yapılacak iş için bir ön tarih bildirdiğinde, işin yapımına en erken başlama zamanından önce başlanması mümkün olamaz.

En erken başlama zamanlarının, aynen hazırlık süreleri gibi, çizelgeleme alanında yapılan çalışmaların büyük çoğunluğunda dikkate alınmadığı görülmektedir. Nogueira vd. [93] üretim çizelgeleme alanında, sıra-bağımlı hazırlık sürelerinin ve en erken başlama zamanlarının her ikisinin de yer aldığı matematiksel modelleri derledikleri ve inceledikleri bir çalışma gerçekleştirmişlerdir. Bu çalışmada yazarlar, bir çizelgeleme probleminin söz konusu parametrelerin her ikisini de içermesi halinde oldukça zor bir kombinatoryal eniyileme problemine dönüştüğünü vurgulamışlardır.

2.5.2. Hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı ilişkisi

İlgili kaynaklarda, hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı arasındaki ilişki iki farklı şekilde ele alınmaktadır. Bu konuda net bir yaklaşım söz konusu olmamakla birlikte, ele alınan durumların da gerçek hayata uygunluğu tartışmalıdır. Bu açıdan, kaynaklarda yer alan yaklaşımlar ve bunların yanı sıra tarafımızdan önerilen ayrı bir yaklaşım aşağıda açıklanmış ve değerlendirilmiştir.

Son yıllarda yapılan çalışmalarda genellikle, herhangi bir hazırlık faaliyetinin yapılabilmesi için en erken başlama zamanının gelmesi gerektiğine dair genel bir yaklaşım hakimdir ([5]; [7]; [8]; [94]; [126]; [14]; [18]; [90]; [125]). Bu durumda, bir iş tamamlandığı zaman izleyen işin en erken başlama zamanı gelmediği takdirde, makineler boş kalır. Makinelerin birbirini izleyen bazı işler arasında boş kalması, toplam çizelgeleme süresine yansır. Bu sebeple, işlerin gecikmeleri artar veya reddetmeli problemlerde daha az iş kabul edilir ki, her iki durum da verimlilik ilkelerine terstir [7].

Kaynaklarda, en erken başlama zamanlarını hazırlık sürelerinden bağımsız olarak ele alan bir yaklaşım da bulunmaktadır. Nogueira vd. [93]'nin çalışmasında yer alan modellerde, en erken başlama zamanları ilgili kısıtlarda hazırlık süreleri ile ilişkilendirilmemiştir. En erken başlama zamanı gelmeyen bir işin yapımına izin verilmemekle birlikte, hazırlık faaliyetlerinin en erken başlama zamanından önce tamamen gerçekleştirilebilmesine izin verilmiştir ([10]; [134]). Buna paralel olarak, tek makine durumunda, aile hazırlık zamanlarını ve en erken başlama zamanlarını dikkate alan, reddetme özelliği taşımayan bir çizelgeleme çalışmasında şu ifadeye rastlanmıştır: "Eğer boş makine süresi, sonraki işin hazırlık faaliyetinin gerçekleştirilmesine yetecek kadar büyükse, bu süre içerisinde hazırlık

işlemi gerçekleştirilebilir" [113]. Fakat gerçek hayatı düşündüğümüzde, hazırlık faaliyetlerinin tamamı en erken başlama zamanından önce gerçekleştirilemeyebilir. Bu açıdan, burada ele alınmış olan yaklaşım da bir noktada tıkanmakta olup, en erken başlama zamanı öncesi müşteri tarafından gerçekleştirilmesi gereken faaliyetleri göz ardı etmektedir.

Hazırlık faaliyetlerinin en erken başlama zamanından önce yapılamıyor olması verimliliği azaltan bir etkenken, hazırlık faaliyetlerinin tamamının en erken başlama zamanından önce yapılması da mümkün olmayabilir. Öyleyse, hazırlık faaliyetlerinin bir kısmının en erken başlama zamanından önce yapılabileceği, bir kısmınınsa yapılabilmesi için de en erken başlama zamanının gelmesi gerektiği yaklaşımının gerçek hayatı daha iyi yansıtan bir durum olduğu ileri sürülebilir.

İşlerin en erken başlama zamanları söz konusu olduğunda, hazırlık faaliyetlerinin bir kısmının en erken başlama zamanından sonra gerçekleşmesi zorunlu iken, bir kısmının en erken başlama zamanından önce gerçekleştirilmesi mümkündür. Bu durumda, bir işin hazırlık süresinin belli bir bölümü, en erken başlama zamanı gelmemiş olsa dahi, önceki işin bitişi itibariyle başlatılabilir. Böylece, boş makine zamanlarının azaltılması ve dolayısıyla kapasitenin daha verimli kullanılarak zamanında yetiştirilen iş sayısının artırılması, işlerin gecikmelerinin azaltılması, reddetme söz konusuysa daha çok işin yapılması vb. faydalar sağlanabilir.

Kaynaklarda, makine boş zamanlarının azaltılmasına yönelik olarak hazırlık faaliyetlerinin bir bölümünün en erken başlama zamanından önce yapılabilirliğini dikkate alan bir çalışmaya rastlanmamıştır. Allahverdi ve Soroush [6], çalışmalarında hazırlık sürelerini azaltmanın önemini vurgulamışlardır. Hazırlık sürelerinin farklı sektörlerde ne şekilde azaltılabileceğine yönelik analizler gerçekleştirmişlerdir. Hazırlık sürelerinin bir bölümünün en erken başlama zamanına bağlı olmaması, hazırlık sürelerini azaltmayan fakat sonuçta hazırlık sürelerinin etkisini azaltan bir yaklaşım olarak düşünülebilir.

Allahverdi ve Soroush [6]'un hazırlık süresi tanımı temel alınarak, hazırlık faaliyetlerinin, dolayısıyla hazırlık sürelerinin, bir bölümünün en erken başlama zamanından bağımsız, bir bölümününse en erken başlama zamanına bağımlı olduğu düşünülürse iki farklı hazırlık süresinden bahsedilebilir:

1. En erken başlama zamanından bağımsız hazırlık süresi (Release date independent setup time): Tamamlanan işe bağlı olarak yapılacak ikinci işin de özellikleriyle ilişkili yerine getirilmesi gereken işlemler için harcanan süredir. Bazı araçların geri götürülmesi, temizlik faaliyetleri, sabitleyici ve tutturucuların ayarlanması, ölçümleme (kalibrasyon) işlemleri, makine ayarlarının yapılması, gerekli bilgisayar programlarının kurulması ve bunların yanı

sıra işgücünün atanması, işin niteliğine göre gerekli araçların bazılarının elde edilmesi, süreçte kullanılacak malzemelerin bazılarının hazırlanması ve kontrolü bu kısma dahil edilebilir.

2. En erken başlama zamanına bağımlı hazırlık süresi (Release date dependent setup time): İşleme alınacak işin iş ortamına getirilmesinden itibaren işgücü ve makine teçhizat açısından yapılacak hazırlıklar için harcanan süredir. Gerekli araçların elde edilmesi, süreçte kullanılacak olan materyallerin hazırlanması, hazırlanan malzemelerin kontrol edilmesi, gerekli dosyaların aktarılması, otomasyon ortamında gerekli sinyallerin girilmesi ve başlatılması bu kısma dahil edilebilir.

Yukarıdaki tanımlamalara göre aşağıdaki çıkarımlar yapılabilir:

i. Çizelgeleme problemlerinde, başlangıçta problemin yapısı ve tüm parametreler bilinir olduğuna göre, bir sonraki işin ne olduğu bilindiği takdirde, en erken başlama zamanından bağımsız olarak bazı hazırlık faaliyetleri gerçekleştirilebilir.
ii. Bazı hazırlık faaliyetlerinin gerçekleştirilmesi içinse, en erken başlama zamanının gelmesi gerekir. Çünkü bu zamanda elde edilecek bazı araçlar, materyaller, bilgisayar dosyaları, bilgiler vb. ihtiyaçlar olabilir.
iii. Hazırlık sürelerinin bir bölümünün en erken başlama zamanından önce, bir bölümününse en erken başlama zamanından sonra yansıtılması mümkündür.
iv. Hazırlık sürelerinin ne kadarının en erken başlama zamanından önce ve ne kadarının sonra yansıtılabileceğine göre bir oran elde edilebilir ve bu oran işin ve sektörün niteliğine göre değişkenlik gösterebilir.

Yukarıda verilen açıklamaları ve önerileri destekleyen aşağıdaki örnek düzenlenmiştir.

2.5.3. Örnek problem

Örnek problemde 5 iş bulunmaktadır. 0 başlangıç ve 6 bitiş düğümü olmak üzere problemin işler kümesi N={0,1,2,3,4,5,6}'dır. Problemin parametreleri Tablo 2.3 ve Tablo 2.4'de verilmiştir.

Tablo 2.3. Problemin parametreleri

i	0	1	2	3	4	5	6
$\bar{d}_i$	0	30	40	56	102	111	111
d_i	0	20	35	50	95	105	105
p_i	0	2	3	5	8	10	0
r_i	0	2	20	40	85	95	0
e_i	0	5	6	10	12	8	0
w_i	0	2.5	3.5	5	1.5	4.5	0

Tablo 2.4. Sıra-bağımlı hazırlık süreleri

	i=0	i=1	i=2	i=3	i=4	i=5	i=6
j=0	0	13	9	8	12	11	0
j=1	0	0	8	8	3	12	0
j=2	0	5	0	7	12	14	0
j=3	0	8	4	0	4	8	0
j=4	0	6	3	14	0	10	0
j=5	0	13	12	5	8	0	0
j=6	0	4	3	5	10	10	0

Bu problemde, en erken başlama zamanları bağlayıcı olarak belirlenmiştir. Bunun nedeni, hazırlık süresinin en erken başlama zamanına göre bölünmesi durumunda yaratılacak farkın ortaya konmasıdır. Diğer bir deyişle, makine boş zamanları oluşturulması ve bu makine boş zamanlarının değerlendirilmesinin çözüm üzerindeki etkilerinin değerlendirilmesidir.

Örnek problem, öncelikle Oğuz vd. [94]'nin sıkılaştırılmış modeli ile çözülmüştür. Bu model olduğu gibi alınmış olup, herhangi bir işin en erken başlama zamanı gelmeden işin hazırlık faaliyetlerinin yapılmasına (makine boş olsa dahi) izin vermemektedir. Elde edilen çözüm Tablo 2.5'de verilmiştir.

Tablo 2.5**.** Sıkılaştırılmış model ile elde edilen çözüm

En iyi değer	20
En iyi çözüm	0-1-2-3-4-6
Geciken işler	3 ve 4
Gecikmeler	T_3=2; T_4=2
Getiriler	R_1=5; R_1=6; R_3=0; R_4=9

Yukarıda verilen çözüme göre, 1,2,3,4 işleri yapılsın ve yapımları 1-2-3-4 sırasıyla gerçekleştirilsin kararı çıkmıştır. 3 ve 4 işleri gecikmeli olarak bitirilmiş ve bu gecikmeler 3.işin getirisinin sıfıra kadar düşmesine neden olmuştur. Bu durum en iyi değere yansımıştır.

İşin hazırlık faaliyetlerinin %20'lik bir oranının, makinenin boş olması durumu söz konusu olduğunda, en erken başlama zamanı gelmemiş olsa dahi yapılmasına izin verecek şekilde modelin (7) nolu kısıtları aşağıda (7′)'nde verilen şekilde esnetilmiş ve Tablo 2.6'da verilen çözüme ulaşılmıştır.

$$(r_j + p_j)\, Y_j + (0{,}80) s_{ij} X_{ij} \leq C_j, \qquad \forall i=0,\ldots,n, \qquad \forall j=1,\ldots,n+1, \quad i \neq j \qquad (7')$$

Tablo 2.6. Sıkılaştırılmış model'de en erken başlama zamanı ile ilgili kısıt %20 oranında esnetildiğinde elde edilen çözüm

En iyi değer	28.2
En iyi çözüm	0-1-2-3-4-6
Geciken işler	3 ve 4
Gecikmeler	T_3=0.6; T_4=1.2
Getiriler	R_1=5; R_1=6; R_3=7; R_4=10.2

En iyi çözümde bir fark görülmemekle birlikte, işlerin gecikme süreleri azaltıldığından işlerden elde edilen getirilerde artış olmuştur. Görüldüğü üzere, işin hazırlık faaliyetlerinin sadece %20'lik bir bölümünün en erken başlama zamanından önce yapılabilmesine izin vererek en iyi değerde kayda değer bir iyileşme sağlanmıştır. Bu oran işin özelliklerine uygun olarak artırılabilirse, en iyi değer üzerinde elde edilen iyileşme de artacaktır.

İşin hazırlık faaliyetlerinin %60'lik bir oranının, makinenin boş olması durumu söz konusu olduğunda, en erken başlama zamanı gelmemiş olsa dahi yapılmasına izin verecek şekilde modelin (7) nolu kısıtları aşağıda $(7'')$'nde verilen şekilde esnetildiğinde Tablo 2.7'de verilen çözüme ulaşılmıştır.

$$(r_j + p_j)\, Y_j + (0{,}40) s_{ij} X_{ij} \leq C_j, \qquad \forall i=0,\ldots,n, \qquad \forall j=1,\ldots,n+1, \quad i \neq j \qquad (7'')$$

Tablo 2.7. Sıkılaştırılmış model'de en erken başlama zamanı ile ilgili kısıt %60 oranında esnetildiğinde elde edilen çözüm

En iyi değer	33
En iyi çözüm	0-1-2-3-4-6
Geciken işler	Yok
Getiriler	R_1=5; R_1=6; R_3=10; R_4=12

Görüldüğü üzere, söz konusu oran %60'a çıkarıldığında, yapılan işlerin hepsi teslim tarihinde veya öncesinde teslim edilebilmiş ve dolayısıyla getiriler cezasız olarak elde edilmiştir. Makine boş zamanlarında hazırlık faaliyetlerinin bir bölümünün gerçekleştirilmesine izin verilmesi ile bu sonuca ulaşılmıştır.

Bu küçük örnekte bile, hazırlık faaliyetlerinin %20'sinin en erken başlama zamanından önce yapılmasına izin verilerek elde edilen gelirde %41 oranında; bu oran %60'a çıkarıldığında ise %65 oranında bir iyileşme sağlanmıştır.

2.6. Ara Sonuçlar

Yukarıda ayrıntılarıyla açıklandığı ve örneklendiği üzere, en erken başlama zamanı ile hazırlık süresi arasındaki ilişkinin ele alınış biçimi, izleyen işin tamamlanma zamanını

etkileyen bir unsurdur. O halde, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin matematiksel modelleri geliştirilirken, en erken başlama zamanı ve hazırlık süresi ilişkisi göz önüne alınıp, belirlenen ilişki bağlamında modelleme yapılmalıdır. Bu ilişkiler aşağıda özetlenen dört başlık altında incelenecektir.

1. Hazırlık faaliyetleri izleyen iş işleme hazır olunca başlayabilir ki bu durum incelenen özgün problemi tanımlayıp modelleyen Oğuz vd. [94] tarafından önerilmiştir. Silva vd. [125] bu yaklaşımı aynen almıştır. Bu çalışmaların ortak yanı, i. işten hemen sonra j. iş işleme alınacak ise,

   $C_j \geq C_i + s_{ij} + p_j$

   ve

   $C_j \geq r_j + s_{ij} + p_j$

   kısıtlarının sağlanmasını şart koşmalarıdır.

2. Hazırlık faaliyetlerinin bir kısmı (%q), izleyen iş işleme hazır olduktan sonra yapılabilecektir. Bu durumda, i. işten hemen sonra j. iş işleme alınacak ise,

   $C_j \geq C_i + s_{ij} + p_j$

   ve

   $C_j \geq r_j + (0,q)s_{ij} + p_j$

   ilişkisi geçerli olur.

3. Hazırlık faaliyetlerinin yapılabilmesi için izleyen işin biliniyor olması yeterlidir. Bu durumda, i. işten hemen sonra j. iş işleme alınacak ise,

   $C_j \geq C_i + s_{ij} + p_j$

   ve

   $C_j \geq r_j + p_j$

   eşitsizliklerinin birlikte sağlanması gerekir.

4. Tüm işler için en erken başlama zamanı kısıtı yoktur. Diğer bir deyişle, sipariş edilen işlerin işlemlerine her an başlanabilir. Bu durumda, i. işten hemen sonra j. iş işleme alınacak ise,

   $C_j \geq C_i + s_{ij} + p_j$

   kısıtı yeterli olur.

Oğuz vd. [94] modeli, 2.3'de belirtildiği gibi esnekliği olan bir model olup, yukarıda açıklanan üç özel duruma doğrudan uyarlanabilir görülmektedir. Tezin 2.4.4. kesiminde daha önce belirtildiği gibi hazırlık süresi ve en erken başlama zamanı arasındaki ilişkinin

daha gerçek hayata uygun şekilde ve getiri odaklı olarak ele alınması önemlidir. Yanı sıra, kaynaklarda gerçek hayatta karşımıza çıkabilecek orta büyüklükte problemleri kabul edilebilir bir sürede çözebilen bir matematiksel model bulunmamaktadır.

Yukarıda açıklanan nedenlerle, izleyen bölümde yeni bir matematiksel model önerilmiştir. Önerdiğimiz model, (i) hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımlı olması; (ii) hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı arasında oransal bir ilişki olması; (iii) hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımsız olması ve (iv) en erken başlama zamanının olmaması olmak üzere dört ayrı duruma uyarlanmıştır. Oğuz vd. [94] modeli de bu özel durumlara uyarlanmış ve çözüm performansları yeni model ile karşılaştırılmıştır.

3. SİPARİŞ KABUL VE ÇİZELGELEME PROBLEMİ İÇİN YENİ KARAR MODELİ

Bu bölümde, hazırlık süreleri ve en erken başlama zamanlarını ele alan sipariş kabul ve çizelgeleme problemine yönelik yeni model tanıtılmıştır. Oğuz vd. [94] modeli, hazırlık süreleri ve en erken başlama zamanlarını eş zamanlı olarak ele alan sipariş kabul ve çizelgeleme problemini dikkate almış ilk çalışma olması yönünden kaynaklarda büyük ilgi görmüştür ([126]; [14]; [125]; [153]). Bu model, kullanıcı dostu oluşunun yanı sıra, bir önceki bölümde gösterildiği gibi, oldukça esnek yapıdadır. Yöneticinin farklı istekleri olması halinde ortaya çıkabilecek birçok farklı duruma rahatlıkla uyarlanabilir olduğu görülmüştür. Bu açılardan, bu bölümde sunulan yeni karar modelinin Oğuz vd. [94] modeli ile karşılaştırılması uygun bulunmuştur.

3.1. Oğuz vd. [94] Modelinin Ayrışımı

Oğuz vd. [94] modeli incelendiğinde, modelin üç alt gruba ayrılabileceği görülmüştür. Birinci grupta yer alan (4) ve (5) nolu kısıtlar modelin atama kısıtları olup, X_{ij} ve Y_i karar değişkenleri arasındaki bağlantıyı sağlamaktadır.

$$\sum_{j=1}^{n+1} X_{ij} = Y_i, \qquad \forall i=0,\ldots,n \tag{4}$$

$$\sum_{j=1}^{n} X_{ji} = Y_i, \qquad \forall i=1,\ldots,n+1 \tag{5}$$

Üçünü grupta yer alan (10), (11), (12), (13), (14), (15) ve (16) nolu kısıtlar parametreler ve karar değişkenleri arasında gerçekleşen bazı hesaplamaları yapmak üzere oluşturulmuştur. Bu kısıtlarla, işlerin net getirileri hesaplanmakta olup, gecikmelere ve net gelire ilişkin alt ve üst sınırlar belirlenmekte ve bazı karar değişkenlerine almaları gereken baştan belirlenmiş değerler verilmektedir. Bunun yanı sıra X_{ij} ve Y_i değişkenlerinin alabilecekleri değerler sınırlanmaktadır.

$$T_i \leq (\bar{d}_i - d_i)\, Y_i, \qquad \forall i \in N^1 \tag{10}$$

$$T_i \geq 0, \qquad \forall i \in N^1 \tag{11}$$

$$R_i \leq e_i Y_i - T_i w_i, \qquad \forall i=1,\ldots,n \tag{12}$$

$$R_i \geq 0, \qquad \forall i=1,\ldots,n \tag{13}$$

$$C_0=0,\ C_{n+1} = enb_{i=1,\ldots,n}\{\bar{d}_i\}, \tag{14}$$

$$Y_0=1,\ Y_{n+1}=1 \tag{15}$$

$Y_i \in \{0,1\}, X_{ij} \in \{0,1\}$, $\forall i=0,\ldots,n$, $\forall j=1,\ldots,n+1$, $i \neq j$ (16)

Oğuz vd. [94] modeline özgün olan ve modelin çözüm süresi gibi özelliklerini etkileyen ana bloğu (6), (7), (8) ve (9) nolu kısıtlardan oluşmaktadır. Bu kısıtlarla, işlerin tamamlanma süreleri hesaplanmakta olup, aynı zamanda alt turlar da engellenmektedir. Bunun yanı sıra, işlerin gecikmeleri hesaplanmakta ve son teslim zamanına dek yetiştirilemeyen bir işin yapılmaması sağlanmaktadır.

$C_i + (s_{ij} + p_j)\, X_{ij} + \bar{d}_i (X_{ij} - 1) \leq C_j$, $\forall i=0,\ldots,n$, $\forall j=1,\ldots,n+1$, $i \neq j$ (6)

$(r_j + p_j)\, Y_j + s_{ij} X_{ij} \leq C_j$, $\forall i=0,\ldots,n$, $\forall j=1,\ldots,n+1$, $i \neq j$ (7)

$C_i \leq \bar{d}_i Y_i$, $\forall i \in N'$ (8)

$T_i \geq C_i - d_i$, $\forall i \in N'$ (9)

Oğuz vd. [94] modelinde temel karar değişkeni olan kabul edilen işlerin tamamlanma süreleri C_i'ler düğüm temelinde tanımlanmıştır. Bu bağlamda, Oğuz vd. [94] modeli düğüm-tabanlı bir karar modelidir.

Rotalama problemlerinde bir düğüme başka bir düğümden gelineceğinden, gelinen düğüme bağlı karar değişkenleri tanımlanarak geliştirilen karar modellerinin ayrıt-tabanlı olarak isimlendirildiği ve bu modellerin düğüm tabanlılara göre bazen çözüm süresi açısından büyük avantaj sağladığı gözlemlenmiştir [97]. Çizelgeleme problemlerinde de bir işe başlanacak ise, bundan önce bir başka işin bitmiş olması gerekmektedir. Bu açıdan, tamamlanan işin tamamlanma zamanını önceki işe bağlı olarak tanımlamak ve böylece karar değişkenlerini ayrıtlardan hareketle ele alıp yeni modeller geliştirmek benzer avantajları sağlayabilir düşüncesiyle, aşağıda ayrıt-tabanlı yeni bir karar modeli sunulmuştur.

3.2. Yeni Ayrıt-Tabanlı Model

Yeni geliştirilen modelde, dizin kümesi, parametreler ve X_{ij} ile Y_i karar değişkenleri Oğuz vd. [94] modelindeki şekliyle ele alınmış olup, bağlı olarak birinci ve üçüncü grup kısıtlar aynen korunmuştur. Fakat, işlerin tamamlanma zamanlarının hesaplandığı ve sıralamanın gerçekleştiği modelin ana çatısını oluşturan ikinci grup kısıtlar tamamen yenilenmiştir. Yeni modelde işlerin tamamlanmasıyla ilgili karar değişkenleri,

Z_{ij}: j. işin i. işten hemen sonra yapılması halinde j. işin tamamlanma zamanı

olarak tanımlanmıştır.

Oğuz vd. [94] modelinin birinci ve üçüncü grup kısıtları korunarak aşağıdaki önermelerle yeni kısıtlar geliştirilmiştir. Oğuz vd. [94] modelindeki (15) nolu kısıtlar yerine aşağıda verilen (52) ve (53) nolu kısıtlar yazılmıştır.

$$\sum_{i=1}^{n} X_{0i} = 1 \tag{52}$$

$$\sum_{i=1}^{n} X_{i,n+1} = 1 \tag{53}$$

Önerme 4.1: Aşağıdaki eşitsizlikler sipariş kabul ve çizelgeleme problemi için geçerli eşitsizliklerdir.

$$\sum_{i=0}^{n} Z_{ij} \geq (r_j + p_j) Y_j + \sum_{i=0}^{n} s_{ij} X_{ij} \qquad \forall_j = 1, \dots, n \tag{54}$$

$$Z_{0i} = (s_{0i} + p_i) X_{0i} \qquad \forall_i = 1, \dots, n \tag{55}$$

$$\sum_{j=1}^{n+1} Z_{ij} - \sum_{k=0}^{n} Z_{ki} = \sum_{j=1}^{n+1} (s_{ij} + p_j) X_{ij} \quad i \neq j, \ \forall_i = 1, \dots, n \tag{56}$$

İspat: Herhangi bir iş için Y_i değişkeni 1 ya da 0 değerini alacağından ve herhangi iki iş için X_{ij} değişkeni ya 1 ya da 0 değerini alacağından, karşılaşılabilir iki farklı durum için de yukarıdaki eşitsizliklerin geçerli olduğu gösterilmelidir.

- (54) nolu eşitsizliğin geçerliliğine yönelik olarak,

X_{ij}=1 olursa, j işi yapılmış olur ki Y_j=1 olur. Bu durumda,

$Z_{ij} \geq r_j + p_j + s_{ij}$ olur ki geçerlidir. Böylece i işinden hemen önce j işi yapıldıysa, j işinin tamamlanma zamanı en erken başlama zamanını da içerecek şekilde hesaplanmış olur.

j işi yapılmadıysa Y_j=0 olacağından, X_{ij}=0 olur ve

$Z_{ij} \geq 0$ olur ki geçerlidir. Bu durumda Z_{ij}=0 olur.

- (55) nolu eşitsizliğin geçerliliğine yönelik olarak,

j işi sıralamadaki ilk iş olarak yapıldıysa X_{0j}=1 olacağından,

$Z_{0j} = s_{0j} + p_j$ olur ki geçerlidir.

j işi sıralamadaki ilk iş olarak yapılmadıysa X_{0j}=0 olur ve

$Z_{0j} = 0$ olur ki geçerlidir.

- (56) nolu eşitsizliğin geçerliliğine yönelik olarak,

i. iş ya kabul edilmiş ya reddedilmiş bir iştir. i. iş kabul edilmiş bir işse bundan öncesinde ve sonrasında da mutlak kabul edilmiş bir iş olur. Bu kısıt, birikimli olarak gerçekleştiğinden ve alt turları da engellediğinden yapılan işleri sıralayan bir kısıttır. i. iş reddedilmiş bir iş ise zaten bu kısıtın içerisindeki sıralamaya dahil olamayacaktır. Bu nedenle eşitsizlik geçerlidir.

Önerme 4.2: Aşağıdaki eşitsizlikler sipariş kabul ve çizelgeleme problemi için geçerli eşitsizliklerdir.

$$\sum_{k=0}^{n} Z_{ki} \leq \bar{d}_i Y_i \qquad \forall_i = 1, \dots, n \tag{57}$$

$$Z_{ij} \leq \overline{d_{enb}} X_{ij} \qquad i \neq j, \quad \forall_i = 0, \dots, n, \quad \forall_j = 1, \dots, n+1 \tag{58}$$

İspat: Herhangi bir iş için Y_i değişkeni 1 ya da 0 değerini alacağından ve herhangi iki iş için X_{ij} değişkeni ya 1 ya da 0 değerini alacağından, karşılaşılabilir iki farklı durum için de yukarıdaki eşitsizliklerin geçerli olduğu gösterilmelidir.

- (57) nolu eşitsizliğin geçerliliğine yönelik olarak,

i işi yapılırsa Y_i=1 olacağından,

$\sum_{k=0}^{n} Z_{ki} \leq \bar{d}_i$ olur ki geçerlidir. Bu durumda Z_{ki}'ye bir üst sınır olarak i işinin son teslim zamanı tanımlanmış olur.

i işi yapılmazsa Y_i=0 olacağından,

$\sum_{k=0}^{n} Z_{ki} \leq 0$ olur ki geçerlidir. Bu durumda $\sum_{k=0}^{n} Z_{ki}$=0 olur.

- (58) nolu eşitsizliğin geçerliliğine yönelik olarak,

i işi j işinden hemen önce yapıldıysa X_{ij}=1 olacağından,

$Z_{ij} \leq \overline{d_{enb}}$ olur ki geçerlidir. Z_{ij}'lere en büyük son teslim tarihi bir üst sınır olarak verilir ki bunda bir sakınca yoktur.

i işi j işinden hemen önce yapılmadıysa X_{ij}=0 olacağından,

$Z_{ij} \leq 0$ olur ki geçerlidir. Bu durumda $Z_{ij} = 0$ olur.

Önerme 4.3: Aşağıdaki eşitsizlikler sipariş kabul ve çizelgeleme problemi için geçerli eşitsizliklerdir.

$T_i \geq \sum_{k=0}^{n} Z_{ki} - d_i Y_i \qquad \forall_i = 1, \dots, n$ (59)

İspat: Herhangi bir iş için Y_i değişkeni ya 1 ya da 0 değerini alacağından, karşılaşılabilir iki farklı durum için de yukarıdaki eşitsizliğin geçerli olduğu gösterilmelidir.

- (59) nolu eşitsizliğin geçerliliğine yönelik olarak,

i işi yapılırsa Y_i=1 olacağından,

$T_i \geq \sum_{k=0}^{n} Z_{ki} - d_i$ olur ki geçerlidir. Böylece T_i karar değişkenine bir alt sınır verilir.

i işi yapılmazsa Y_i=0 olacağından,

$T_i \geq \sum_{k=0}^{n} Z_{ki}$ olur ki geçerlidir. i işi yapılmazsa $\sum_{k=0}^{n} Z_{ki}$=0 olacağından T_i=0 olmasını sağlar.

Öyleyse, yeni model (BK1) aşağıda verilmiştir:

$\sum_{i=1}^{n} X_{0i} = 1$ (52)

$\sum_{i=1}^{n} X_{i,n+1} = 1$ (53)

$\sum_{j=1,i\neq j}^{n+1} X_{ij} = Y_i \qquad \forall_i = 1, \dots, n$ (4)

$\sum_{j=0,i\neq j}^{n} X_{ji} = Y_i \qquad \forall_i = 1, \dots, n$ (5)

$\sum_{i=0}^{n} Z_{ij} \geq (r_j + p_j) Y_j + \sum_{i=0}^{n} s_{ij} X_{ij} \qquad \forall_j = 1, \dots, n$ (54)

$Z_{0i} = (r_i + s_{0i} + p_i) X_{0i} \qquad \forall_i = 1, \dots, n$ (55)

$\sum_{j=1}^{n+1} Z_{ij} - \sum_{k=0}^{n} Z_{ki} = \sum_{j=1}^{n+1} (s_{ij} + p_j) X_{ij} \quad i \neq j, \ \forall_i = 1, \dots, n$ (56)

$\sum_{k=0}^{n} Z_{ki} \leq \bar{d}_i Y_i \qquad \forall_i = 1, \dots, n$ (57)

$Z_{ij} \leq \overline{d_{enb}} X_{ij} \qquad i \neq j, \ \forall_i = 0, \dots, n, \ \forall_j = 1, \dots, n+1$ (58)

$T_i \geq \sum_{k=0}^{n} Z_{ki} - d_i Y_i \qquad \forall_i = 1, \dots, n$ (59)

$T_i \leq (\bar{d}_i - d_i) Y_i \qquad \forall_i = 1, \dots, n$ (10)

$R_i = e_i Y_i - T_i w_i \qquad \forall_i = 1, \dots, n$ (60)

$Y_i \epsilon \{0,1\} \qquad \forall_i = 1, \dots, n$ (61)

$X_{ij} \epsilon \{0,1\} \qquad i \neq j, \ \forall_i = 0, \dots, n, \ \forall_j = 1, \dots, n+1$ (62)

k.a.

Enb $\sum_{i=1}^{n} R_i$ (63)

Burada $\overline{d_{enb}} = enb_{i=1,\dots,n}\{\overline{d_i}\}$ olarak hesaplanmıştır. Modelde, 0 ve n+1 kukla işler (dummy orders) olarak tanımlanmıştır. (52) ve (53) nolu kısıtlar 0 işinin ilk sıraya, n+1 işinin ise son sıraya atanmasını sağlamaktadır. (4) ve (5) nolu kısıtlar bir iş kabul edildiği takdirde, bu işin öncesinde ve sonrasında sadece bir iş olmasını garanti etmektedir. (54) nolu kısıtların sol tarafı, kabul edilen işin tamamlanma süresidir. Bu kısıtlar, j işinin tamamlanma zamanının, j işinin en erken başlama zamanı, i işinden hemen sonra j işinin yapılması halinde harcanan hazırlık süresi ve j işinin işlem süresi toplamından büyük ya da bu toplama eşit olmasını garanti etmektedir. (55) nolu kısıtlar 0 işinden sonra yapılan işin tamamlanma zamanını belirlemektedir. (56) nolu kısıtlar, j işi i işinden hemen sonra yapılması halinde, j işinin tamamlanma zamanının i işinin tamamlanma zamanı, i'den j'ye hazırlık süresi ve j işinin işlem zamanı toplamına eşit olmasını sağlamaktadır. (57) nolu kısıtlar bir işin en geç teslim zamanına kadar yapılmaması halinde o işin kabul edilmemesini sağlamaktadır. (58) nolu kısıtlar X_{ij} değişkeni sıfır değerini aldığında Z_{ij} değişkeninin de sıfır olmasını ve aynı zamanda Z_{ij}'lere üst sınır verilmesini sağlamaktadır. (59) nolu kısıtlar gecikme sürelerini hesaplamaktadır. (10) nolu kısıtlar gecikme sürelerine üst sınır vermektedir. (60) nolu kısıtlar i işi kabul edildiği ve T_i kadar gecikmeyle tamamlandığı takdirde i işinin getirisini hesaplamaktadır. (61) ve (62) nolu kısıtlar 0-1 tamsayı değişkenleri tanımlamaktadır. (63) nolu amaç fonksiyonu kabul edilen işlerden elde edilen toplam getiriyi enbüyüklemektedir. BK1'in $2n^2+11n+2$ kısıtı ve n^2+2n kadar 0-1 tamsayılı karar değişkeni bulunmaktadır. Böylece, BK1 $O(n^2)$ sayıda kısıta ve $O(n^2)$ sayıda 0-1 tamsayılı karar değişkenine sahiptir.

Yeni modelde, birinci grup atama kısıtları (52), (53), (4) ve (5) nolu kısıtlardan oluşmaktadır. Üçüncü gruba karşı gelen kısıtlar (10), (60), (61) ve (62) nolu kısıtlardır. Yeni karar modelinin ana bloğu (54), (55), (56), (57), (58) ve (59) nolu kısıtlardan meydana gelmektedir. Yeni karar değişkenlerine bağlı olarak geliştirilen ve modelin temel özelliklerini direkt olarak etkileyen bu kısıtların geçerliliği yukarıda verilen önermelerde gösterilmiştir.

3.3. Modellerin Özel Durumlara Uyarlanması

Bir önceki bölümde belirtildiği üzere, sipariş kabul ve çizelgeleme problemlerinde her bir işin en erken başlama zamanı ile hazırlık süresi arasında üç ilişki söz konusu olabilir.

Böylece, en erken başlama zamanlarının olmaması durumunu da göz önüne alarak, bu bölümde sipariş kabul ve çizelgeleme problemi için dört durum ele alınmıştır:

1. Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımlı olması
2. Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı arasında oransal bir ilişki olması
3. Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımsız olması
4. En erken başlama zamanının olmaması

Bu kesimde, Oğuz vd. [94] modeli ve yeni model yukarıda verilen dört özel duruma uyarlanmış ve modeller çözüm performansları açısından karşılaştırılmıştır.

3.3.1. Test problemleri, yazılım ve donanım

Modellerin performansları karşılaştırılırken, Cesaret vd. [14] tarafından üretilen ve http://home.ku.edu.tr/~coguz~/Research/Dataset_OAS.zip adresinden erişebilir olan test problemleri kullanılmıştır.

Cesaret vd. [14] test problemlerini problem büyüklüklerine göre altı grup olarak üretmiştir. Problem büyüklükleri 10, 15, 20, 25, 50 ve 100 iş olarak belirlenmiştir. Test problemleri üretilirken iki parametreden yararlanılmıştır; τ gecikme faktörü ve R teslim zamanı aralığıdır. Her iki parametre de 0.1, 0.3, 0.5, 0.7 ve 0,9 olmak üzere aynı değerleri almaktadır. Her (τ,R) kombinasyonu için 10 problem üretilmiştir ve toplamda 1500 test problemi bulunmaktadır. İşlem süreleri, getiriler ve hazırlık süreleri sırasıyla aralıkları [1,20], [1,20] ve [1,10] olan tekdüze dağılımdan elde edilmiştir. Teslim zamanları [$p_T(1-\tau-R/2$, $1-\tau+R/2$] aralığından tekdüze dağılım ile elde edilen bir faktörün kullanımıyla üretilmiştir. Burada p_T toplam işlem zamanıdır. En geç teslim zamanları $\bar{d}_i=d_i+Rp_i$ eşitliğinden elde edilmiştir. Gecikme cezaları $w_i=e_i/(\bar{d}_i-d_i)$ eşitliği ile belirlenmiştir.

Modellerin çözümünde CPLEX 12.4 kullanılmıştır. Çözümler Intel Xeon Phi 7290 1.5 GHz Processor 384 GB Ram özelliklerine sahip bilgisayar ortamında gerçekleştirilmiştir. Çözüm süresi üst sınırı 10,15,20 ve 25 işlik problemler için 7200 saniye olarak ve 50 ve 100 işlik problemler için 14400 saniye olarak belirlenmiştir. Oransal sapmalar doğrusal programlama gevşetme değeri ile eniyi değer arasındaki farka göre hesaplanmıştır.

3.3.2. Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımlı olması ve sayısal analizler

Bu kesimde, hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımlı olması durumu dikkate alınmıştır. Oğuz vd. [94] modelinin orijinal hali ve yeni model olduğu gibi hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımlı olduğu durumu

yansıtmaktadır. Herhangi bir karışıklığa neden olmamak için, sayısal analizlerde modellerin orijinallerine yönelik olarak Oğuz vd. [94] modeli için OSB1 ve yeni model için BK1 kısaltmaları kullanılmıştır.

OSB1 ve BK1 modelleri çözüm süresi ve doğrusal programlama gevşetme değerleri bakımından karşılaştırılmıştır. 10 işlik problemler için modellere ilişkin çözüm süreleri, doğrusal programlama gevşetme değerleri ve eniyi değerden sapma oranları Tablo 3.1'de verilmiştir.

Tablo 3.1. BK1 ve OSB1 modellerinin n=10 sonuçları

τ	R	EİD	Çözüm Süresi (s)		DPG		% Sapma	
0.1	0.1		OSB1	BK1	OSB1	BK1	OSB1	BK1
Problem 1		119	90,06	0,49	124	124	0,04	0,04
Problem 2		126	115,9	0,69	131	131	0,04	0,04
Problem 3		90	127,72	0,64	102	102	0,13	0,13
Problem 4		123	0,16	0,29	123	123	0,00	0,00
Problem 5		94	69,26	0,39	96	96	0,02	0,02
Problem 6		111	113,28	0,61	115	115	0,04	0,04
Problem 7		102	117,02	0,51	111	111	0,09	0,09
Problem 8		104	91,76	0,29	114	114	0,10	0,10
Problem 9		117	104,76	0,65	123	123	0,05	0,05
Problem 10		105	76,8	0,31	107	107	0,02	0,02
Ort.			90,67	0,49			0,05	0,05
0.1	0.5							
Problem 1		108	129,09	0,64	119	119	0,10	0,10
Problem 2		122	45,12	0,38	129	129	0,06	0,06
Problem 3		127	45,82	0,65	129	129	0,02	0,02
Problem 4		98	39,88	0,33	102	102	0,04	0,04
Problem 5		106	94,84	0,42	114	114	0,08	0,08
Problem 6		85	61,7	0,43	88	88	0,04	0,04
Problem 7		111,2	64,45	0,84	113	113	0,02	0,02
Problem 8		124	0,7	0,42	124	124	0,00	0,00
Problem 9		112,8	108,98	0,68	120	120	0,06	0,06
Problem 10		105	56,33	0,51	107	107	0,02	0,02
Ort.			64,69	0,53			0,04	0,04
0.3	0.1							
Problem 1		108	25,55	0,69	122	122	0,13	0,13
Problem 2		126	83,51	0,57	156	156	0,24	0,24
Problem 3		82	30,33	0,81	96	96	0,17	0,17
Problem 4		98	66,89	0,84	107	107	0,09	0,09
Problem 5		79	51,99	0,65	86	86	0,09	0,09
Problem 6		103	26,38	0,54	109	109	0,06	0,06
Problem 7		100	32	0,76	112	112	0,12	0,12
Problem 8		119	29,57	0,63	134	134	0,13	0,13
Problem 9		92	35,46	0,74	102	102	0,11	0,11
Problem 10		104	45,89	0,47	118	118	0,13	0,13
Ort.			42,76	0,67			0,13	0,13

EİD: eniyi değer; Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden çözüm süresi; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; %Sapma.: eniyi değerden oransal sapma.

BK1 ve OSB1 modelleri arasında oransal sapmalar yönünden bir fark görülmemiştir. Çözüm sürelerine bakıldığında, üç problem grubu için her grupta BK1 modelinin çok üstün olduğu görülmüştür. Üç grubun ortalamalarına göre BK1 ve OSB1 modelleri için sırasıyla 0,56 ve 66,04 saniye ortalamalarla BK1 modeli OSB1 modeline göre çok daha hızlı bir sürede eniyi çözüme ulaşmaktadır. OSB1 modeli 7200 saniye süre içerisinde 10 işlik problemleri çözebilmektedir.

OSB1 modeli ile 15 ve daha üstü iş sayısı için 7200 saniye sınırında hiçbir problem çözülememiştir. Bunun üzerine, işlem süresi 14400 saniyeye çıkarılmış, bu durumda da OSB1 modeli ile eniyi çözümler bulunamamıştır. Bu nedenle, BK1 modelinin performansını görebilmek amacıyla sayısal analizlere 15 iş ve üstü için devam edilmiştir. 7200 saniye süre sınırında 15, 20 ve 25 işlik problemlerin her birinin eniyi çözümüne erişilmiştir. 50 işlik problemlerin tümünün eniyi çözümüne 14400 saniye süre sınırında erişilmiştir. İlgili çözümlerin ortalamaları Tablo 3.2'de verilmiştir.

Tablo 3.2**.** BK1 modelinin n=15, 20, 25, 50 sonuçları

τ	R	Ort.Çözüm Süresi (s)	Ort.% Sapma
0.1	0.1		
n=15		1,13	0,05
n=20		4,18	0,04
n=25		10,02	0,05
n=50		1977,55	0,03

Ort.Çözüm Süresi: saniye cinsinden ortalama çözüm süresi; Ort.% Sapma: eniyi değerden ortalama oransal sapma.

Tablo 3.2'de görüldüğü üzere, BK1 modeli 15, 20, 25 ve 50 işlik problemlerin tümünü sırasıyla ortalama 1,13; 4,18; 10,02 ve 1977,55 saniye sürelerde eniyi çözüme ulaştırmıştır. 100 işlik problemlerin çözüm sonuçları Tablo 3.3'de verilmiştir.

Tablo 3.3. BK1 modelinin n=100 sonuçları

n=100					
τ	R	EİD	Çözüm Süresi (s)	DPG	% Sapma
0.1	0.1				
Problem 1		1073*	14400	1106	0,03
Problem 2		1164*	14400	1197	0,03
Problem 3		1034*	14400	1064	0,03
Problem 4		1125*	14400	1158	0,03
Problem 5		1068*	14400	1101	0,03
Problem 6		1033*	14400	1058	0,02
Problem 7		1066*	14400	1090	0,02
Problem 8		1054*	14400	1092	0,04
Problem 9		1102*	14400	1128	0,02
Problem 10		1006*	14400	1032	0,03
Ort.			-		0,03

EİD: eniyi değer; Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden çözüm süresi; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; %Sapma.: eniyi değerden oransal sapma. *Bilinen eniyi değer.

100 işlik problemlerde, BK1 modeli 10 problemin hiçbirinde verilen sürede eniyi çözüme ulaşamamıştır. Ortalama oransal sapma %3 olarak bulunmuştur. Böylece, doğrusal programlama gevşetme değerlerinin eniyi değere çok yakın olduğu görülmüştür.

3.3.3. Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı arasında oransal bir ilişki olması

Bu kesimde, hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı arasında oransal bir ilişki olması durumu dikkate alınmıştır. Oğuz vd. [94] modeli ile yeni model bu duruma uyarlanmıştır.

3.3.3.1. Oğuz vd. [94] modelinin uyarlanması

Oğuz vd. [94] modelinde bulunan (7) nolu kısıtın içinde bulunan "$s_{ij}X_{ij}$" ifadesinin önüne α_{ij} çarpanı koyarak model hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının arasında oransal bir ilişkinin bulunduğu duruma uyarlanmıştır. Burada,

α_{ij}: i işinden hemen sonra j işinin yapılması halinde harcanacak hazırlık süresinin yüzde kaçının j işinin en erken başlama zamanı gelmeden önce yapılamayacağını gösteren oransal parametre

anlamına gelmektedir; $0 \leq \alpha_{ij} \leq 1$'dir. Buna göre, hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı arasında oransal bir ilişkinin bulunduğu Oğuz vd. [94] modelinde, orijinal modeldeki (7) nolu kısıt aşağıdaki şekilde yazılır:

$$\left(r_j + p_j\right)Y_j + \alpha_{ij} s_{ij} X_{ij} \leq C_j \quad \forall i=0,\ldots,n;\ \forall j=1,\ldots,n+1 \tag{7a}$$

(7a) nolu kısıtlar, j işi yapıldığı takdirde j işinin tamamlanma süresinin en az, j işinin en erken başlama zamanı, j işinin işlem zamanı ve i işinden hemen sonra j işinin yapılması halinde harcanan en erken başlama zamanına bağlı hazırlık süresi toplamı kadar olmasını garanti etmektedir.

3.3.3.2. Yeni modelin uyarlanması

Yeni modelin en erken başlama zamanı ile hazırlık süresi arasında oransal bir ilişkinin olduğu duruma dönüşümü için, modelde bulunan (54) nolu kısıtlar yerine aşağıda verilen (64) nolu kısıtlar modele eklenir.

$$\sum_{i=0}^{n} Z_{ij} \geq \left(r_j + p_j\right)Y_j + \sum_{i=0}^{n} \alpha_{ij}\, s_{ij} X_{ij} \qquad \forall_j = 1, \ldots, n \tag{64}$$

(64) nolu kısıtların sol tarafı, kabul edilen işin tamamlanma süresidir. Bu kısıtlar, j işinin tamamlanma zamanının, j işinin en erken başlama zamanı, bu zamana bağlı hazırlık süresi ve j işinin işlem süresi toplamından büyük ya da bu toplama eşit olmasını garanti etmektedir.

3.3.3.3. Sayısal analizler

Herhangi bir karışıklığa neden olmamak için, sayısal analizlerde modellerin en erken başlama zamanı ile hazırlık süresi arasında oransal bir ilişkinin olduğu duruma yönelik olarak Oğuz vd. [94] modeli için OSB2 ve yeni model için BK2 kısaltmaları kullanılmıştır.

Bu kesimde, OSB2 ile BK2 modelleri çözüm süresi ve doğrusal programlama gevşetme değerleri bakımından karşılaştırılmıştır. 10 işlik problemler için modellere ilişkin çözüm süreleri, doğrusal programlama gevşetme değerleri ve eniyi değerden sapma oranları Tablo 3.4'de verilmiştir.

Tablo 3.4. BK2 ve OSB2 modellerinin n=10 sonuçları

τ	R	EİD	Çözüm Süresi (s)		DPG		% Sapma	
0.1	0.1		OSB2	BK2	OSB2	BK2	OSB2	BK2
Problem 1		119	100,61	0,41	124	124	0,04	0,04
Problem 2		129	89,35	0,49	131	131	0,02	0,02
Problem 3		94	132,13	0,34	102	102	0,09	0,09
Problem 4		123	0,18	0,3	123	123	0,00	0,00
Problem 5		94	80,92	0,39	96	96	0,02	0,02
Problem 6		111	113,6	0,58	115	115	0,04	0,04
Problem 7		102	109,18	0,33	111	111	0,09	0,09
Problem 8		104	81,93	0,31	114	114	0,10	0,10
Problem 9		119	112,04	0,42	123	123	0,03	0,03
Problem 10		105	101,71	0,31	107	107	0,02	0,02
Ort.			92,17	0,39			0,04	0,04
0.1	0.5							
Problem 1		108,28	133,66	0,77	119	119	0,10	0,10
Problem 2		122	50,69	0,44	129	129	0,06	0,06
Problem 3		127	47,44	0,54	129	129	0,02	0,02
Problem 4		98	35,66	0,27	102	102	0,04	0,04
Problem 5		106,50	106,98	0,7	114	114	0,07	0,07
Problem 6		85	67,22	0,38	88	88	0,04	0,04
Problem 7		113	19,6	0,65	113	113	0,00	0,00
Problem 8		124	1,52	0,37	124	124	0,00	0,00
Problem 9		115,10	92,61	0,57	120	120	0,04	0,04
Problem 10		105	48,95	0,68	107	107	0,02	0,02
Ort.			60,43	0,54			0,04	0,04
0.3	0.1							
Problem 1		108	32,05	0,72	122	122	0,13	0,13
Problem 2		126	104,73	0,61	156	156	0,24	0,24

Problem 3	82	34,56	0,8	96	96	0,17	0,17
Problem 4	98	58,85	0,63	107	107	0,09	0,09
Problem 5	79	47,55	0,65	86	86	0,09	0,09
Problem 6	103	29,01	0,49	109	109	0,06	0,06
Problem 7	100	35,7	0,52	112	112	0,12	0,12
Problem 8	119	40,4	0,46	134	134	0,13	0,13
Problem 9	92	42,73	0,77	102	102	0,11	0,11
Problem 10	104	45,72	0,39	118	118	0,13	0,13
Ort.		47,13	0,60			0,13	0,13

EİD: eniyi değer; Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden çözüm süresi; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; %Sapma.: eniyi değerden oransal sapma.

BK2 ve OSB2 modelleri arasında oransal sapmalar yönünden bir fark görülmemiştir. Çözüm sürelerine bakıldığında, üç problem grubu için her grupta BK2 modelinin nin çok üstün olduğu görülmüştür. Üç grubun ortalamalarına göre BK2 ve OSB2 modelleri için sırasıyla 0,51 ve 66,57 saniye ortalamalarla BK2 modeli OSB2 modeline göre çok daha hızlı bir sürede eniyi çözüme ulaşmaktadır. OSB2 modeli 7200 saniye süre içerisinde 10 işlik problemleri çözebilmektedir.

OSB2 modeli ile 15, 20, 25, 50 ve 100 işlik problemlerin hiçbiri 7200 saniye süre sınırında çözülememiştir. Bunun üzerine, işlem süresi 14400 saniyeye çıkarılmış, bu durumda da OSB2 modeli ile eniyi çözümler bulunamamıştır. Bu nedenle, BK2 modelinin performansını görebilmek amacıyla sayısal analizlere 15 iş ve üstü için devam edilmiştir. 15, 20, 25 ve 50 işlik problemlerden her sipariş büyüklüğü için 10 problem çözülmüştür. 7200 saniye süre sınırında 15, 20 ve 25 işlik problemlerin her birinin eniyi çözümüne erişilmiştir. 50 iş için süre sınırı 14400 saniyeye çıkarılmış ve tüm problemlerin eniyi çözümüne erişilmiştir. İlgili çözümlerin sonuçlarının ortalaması Tablo 3.5'de verilmiştir.

Tablo 3.5. BK2 modelinin n=15, 20, 25, 50 sonuçları

τ	R	Ort.Çözüm Süresi (s)	Ort.% Sapma
0.1	0.1		
n=15		0,93	0,05
n=20		5,21	0,04
n=25		9,39	0,05
n=50		1998,29	0,03

Ort.Çözüm Süresi: saniye cinsinden ortalama çözüm süresi; Ort.% Sapma: eniyi değerden ortalama oransal sapma.

Tablo 3.5'de görüldüğü üzere BK2 modeli 15, 20, 25 ve 50 işlik problemlerin tümünü sırasıyla ortalama 0,93; 5,21; 9,39 ve 1998,29 saniye sürelerde eniyi çözüme ulaştırmıştır. 100 işlik problemler için çözüm sonuçları Tablo 3.6'da verilmiştir.

Tablo 3.6. BK2 modelinin n=100 sonuçları

n=100					
τ	R	EİD	Çözüm Süresi (s)	DPG	% Sapma
0.1	0.1				
Problem 1		1076*	14400	1106	0,03
Problem 2		1161*	14400	1197	0,03
Problem 3		1036*	14400	1064	0,03
Problem 4		1124*	14400	1158	0,03
Problem 5		1074*	14400	1101	0,03
Problem 6		1033*	14400	1058	0,02
Problem 7		1066*	14400	1090	0,02
Problem 8		1058*	14400	1092	0,03
Problem 9		1098*	14400	1128	0,03
Problem 10		1003*	14400	1032	0,03
Ort.			-		0,03

EİD: eniyi değer; Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden çözüm süresi; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; %Sapma.: eniyi değerden oransal sapma. *Bilinen eniyi değer

100 işlik problemlerde BK2 modeli 10 problemin hiçbirinde verilen sürede eniyi çözüme ulaşamamıştır. Ortalama oransal sapma %3 olarak bulunmuştur. Böylece, doğrusal programlama gevşetme değerlerinin bilinen eniyi değere çok yakın olduğu görülmüştür.

3.3.4. Hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımsız olması

Bu kesimde, hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımsız olması durumu dikkate alınmıştır. Oğuz vd. [94] modeli ile yeni model bu duruma uyarlanmıştır.

3.3.4.1. Oğuz vd. [94] modelinin uyarlanması

Oğuz vd. [94] modelinde bulunan (7) nolu kısıtın içinde bulunan "$s_{ij}X_{ij}$" ifadesinin çıkarılmasıyla model hazırlık süresi ile en erken başlama zamanının tamamen bağımsız olduğu duruma uyarlanmıştır. Buna göre en erken başlama zamanlarının olmadığı Oğuz vd. [94] modelinde, orijinal modeldeki (7) nolu kısıt aşağıdaki şekilde yazılır:

$$(r_j + p_j)Y_j \leq C_j \qquad \forall j=1,\ldots,n+1 \qquad (7b)$$

(7b) nolu kısıtlar, bir iş yapıldığı takdirde işin tamamlanma süresinin en az en erken başlama zamanı ve işin işlem süresi toplamı kadar olmasını garanti etmektedir.

3.3.4.2. Yeni modelin uyarlanması

Yeni modelin en erken başlama zamanlarının ve hazırlık sürelerinin tamamen bağımsız olduğu duruma dönüşümü için, modelde bulunan (54) nolu kısıtlar yerine aşağıda verilen (65) nolu kısıtlar modele eklenir.

$$\sum_{k=0}^{n} Z_{ki} \geq (r_i + p_i) Y_i \qquad \forall_i = 1, \ldots, n \tag{65}$$

(65) nolu kısıtlar, i işinin tamamlanma zamanının, i işinin en erken başlama zamanı ve i işinin işlem süresi toplamından büyük ya da bu toplama eşit olmasını garanti etmektedir.

3.3.4.3. Sayısal analizler

Herhangi bir karışıklığa neden olmamak için, sayısal analizlerde modellerin en erken başlama zamanı ile hazırlık süresinin tamamen bağımsız olduğu duruma yönelik olarak Oğuz vd. [94] modeli için OSB3 ve yeni model için BK3 kısaltmaları kullanılmıştır.

Bu kesimde, OSB3 ile BK3 modelleri çözüm süresi ve doğrusal programlama gevşetme değerleri bakımından karşılaştırılmıştır. 10 işlik problemler için modellere ilişkin çözüm süreleri, doğrusal programlama gevşetme değerleri ve eniyi değerden sapma oranları Tablo 3.7'de verilmiştir.

Tablo 3.7. BK3 ve OSB3 modellerinin n=10 sonuçları

τ	R	EİD	Çözüm Süresi (s)		DPG		% Sapma	
0.1	0.1		OSB3	BK3	OSB3	BK3	OSB3	BK3
Problem 1		119	77,65	0,37	124	124	0,04	0,04
Problem 2		129	77,1	0,36	131	131	0,02	0,02
Problem 3		94	116,9	0,24	102	102	0,09	0,09
Problem 4		123	2,08	0,34	123	123	0,00	0,00
Problem 5		94	67,72	0,21	96	96	0,02	0,02
Problem 6		111	110,6	0,41	115	115	0,04	0,04
Problem 7		102	105,67	0,39	111	111	0,09	0,09
Problem 8		104	77,25	0,51	114	114	0,10	0,10
Problem 9		119	112,59	0,16	123	123	0,03	0,03
Problem 10		105	86,97	0,28	107	107	0,02	0,02
Ort.			83,46	0,33			0,04	0,04
0.1	0.5							
Problem 1		109,4	106,76	0,40	119	119	0,09	0,09
Problem 2		122	55,79	0,35	129	129	0,06	0,06
Problem 3		127	47,68	0,42	129	129	0,02	0,02
Problem 4		98	47,97	0,32	102	102	0,04	0,04
Problem 5		107,5	76,37	0,34	114	114	0,06	0,06
Problem 6		85	70,97	0,37	88	88	0,04	0,04
Problem 7		113	7,86	0,29	113	113	0,00	0,00
Problem 8		124	0,69	0,31	124	124	0,00	0,00
Problem 9		116,4	84,77	0,39	120	120	0,03	0,03

Problem 10	107	54,26	0,62	107	105	0,02	0,02
Ort.		55,31	0,38			0,03	0,03
0.3 0.1							
Problem 1	108	31,94	0,53	122	122	0,13	0,13
Problem 2	126	92,41	0,53	156	156	0,24	0,24
Problem 3	86	30,54	0,7	96	96	0,12	0,12
Problem 4	98	67,08	0,51	107	107	0,09	0,09
Problem 5	79	55,28	0,56	86	86	0,09	0,09
Problem 6	103	31,51	0,42	109	109	0,06	0,06
Problem 7	100	36,6	0,75	112	112	0,12	0,12
Problem 8	119	36,64	0,44	134	134	0,13	0,13
Problem 9	92	38,67	0,55	102	102	0,11	0,11
Problem 10	105	49,34	0,61	118	118	0,12	0,12
Ort.		47,00	0,56			0,12	0,12

EİD: eniyi değer; Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden çözüm süresi; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; %Sapma.: eniyi değerden oransal sapma.

BK3 ve OSB3 modelleri arasında oransal sapmalar yönünden bir fark görülmemiştir. Çözüm sürelerine bakıldığında, üç problem grubu için her grupta BK3 modelinin çok üstün olduğu görülmüştür. Üç grubun ortalamalarına göre BK3 ve OSB3 modelleri için sırasıyla 0,42 ve 61,92 saniye ortalamalarla BK3 modeli OSB3 modeline göre çok daha hızlı bir sürede eniyi çözüme ulaşmaktadır. OSB3 modeli 10 işlik problemleri 7200 saniye süre içerisinde çözebilmektedir.

OSB3 modeli ile 15, 20, 25, 50 ve 100 işlik problemlerin hiçbiri 7200 saniye süre sınırında çözülememiştir. Bunun üzerine, işlem süresi 14400 saniyeye çıkarılmış, bu durumda da OSB3 modeli ile eniyi çözümler bulunamamıştır. Bu nedenle, BK3 modelinin performansını görebilmek amacıyla sayısal analizlere 15 iş ve üstü için devam edilmiştir. 15, 20, 25 ve 50 işlik problemlerden her sipariş büyüklüğü için 10 problem çözülmüştür. 7200 saniye süre sınırında 15, 20 ve 25 işlik problemlerin her birinin eniyi çözümüne erişilmiştir. 50 iş için süre sınırı 14400 saniyeye çıkarılmış ve tüm problemlerin eniyi çözümüne erişilmiştir. İlgili çözümlerin ortalamaları Tablo 3.8'de verilmiştir.

Tablo 3.8. BK3 modelinin n=15, 20, 25, 50 sonuçları

τ	R	Ort.Çözüm Süresi (s)	Ort.% Sapma
0.1	0.1		
n=15		0,81	0,05
n=20		2,03	0,04
n=25		7,39	0,05
n=50		1861,7	0,03

Ort.Çözüm Süresi: saniye cinsinden ortalama çözüm süresi; Ort.% Sapma: eniyi değerden ortalama oransal sapma.

Tablo 3.8'de görüldüğü üzere, BK3 modeli 15, 20, 25 ve 50 işlik problemlerin hepsini sırasıyla ortalama 0,81; 2,03; 7,39 ve 1861,7 saniye sürelerde eniyi çözüme ulaştırmıştır.

100 işlik problemler için çözüm süresi 14400 saniye olarak alınmıştır ve çözüm sonuçları Tablo 3.9'da verilmiştir.

Tablo 3.9. BK3 modelinin n=100 sonuçları

n=100					
τ	R	EİD	Çözüm Süresi (s)	DPG	% Sapma
0.1	0.1				
Problem 1		1077*	14400	1106	0,03
Problem 2		1162*	14400	1197	0,03
Problem 3		1038*	14400	1064	0,03
Problem 4		1123*	14400	1158	0,03
Problem 5		1076	9312,62	1101	0,02
Problem 6		1035	3587,82	1058	0,02
Problem 7		1070*	14400	1090	0,02
Problem 8		1060*	14400	1092	0,03
Problem 9		1102*	14400	1128	0,02
Problem 10		1009*	14400	1032	0,02
Ort.			-		0,03

EİD: eniyi değer; Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden çözüm süresi; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; %Sapma.: eniyi değerden oransal sapma. *Bilinen eniyi değer.

100 işlik problemlerde, BK3 modeli 10 problemin 2'sinde verilen sürede eniyi çözüme ulaşabilmiştir. Ortalama oransal sapma %3 olarak bulunmuştur. Böylece, doğrusal programlama gevşetme değerlerinin eniyi değere çok yakın olduğu görülmüştür.

3.3.5. En erken başlama zamanının olmaması

Bu kesimde, en erken başlama zamanının olmadığı durum dikkate alınmıştır. Oğuz vd. [94] modeli bu duruma göre indirgenmiş ve daha sonra yeni bir model sunulmuştur.

3.3.5.1. Oğuz vd. [94] modelinin uyarlanması

Oğuz vd. [94] modelinde bulunan (7) nolu kısıtın çıkarılmasıyla model en erken başlama zamanlarının olmadığı duruma dönüşebilmektedir.

3.3.5.2. Yeni modelin uyarlanması

Yeni modelde bulunan (54) nolu kısıtın çıkarılmasıyla ve (55) nolu kısıt yerine aşağıdaki (55') kısıtının eklenmesiyle model en erken başlama zamanlarının olmadığı duruma dönüşebilmektedir.

$$Z_{0i} = (s_{0i} + p_i)X_{0i} \qquad \forall_i = 1, \dots, n \qquad (55')$$

3.3.5.3. Sayısal analizler

Herhangi bir karışıklığa neden olmamak için, sayısal analizlerde modellerin en erken başlama zamanlarının olmadığı duruma yönelik olarak Oğuz vd. [94] modeli için OSB4 ve yeni model için BK4 kısaltmaları kullanılmıştır.

Bu kesimde, OSB4 ile BK4 modelleri çözüm süresi ve doğrusal programlama gevşetme değerleri bakımından karşılaştırılmıştır. 10 işlik problemler için modellere ilişkin çözüm süreleri, doğrusal programlama gevşetme değerleri ve eniyi değerden sapma oranları Tablo 3.10'da verilmiştir.

Tablo 3.10. BK4 ve OSB4 modellerinin n=10 sonuçları

τ	R	EİD	Çözüm Süresi (s)		DPG		% Sapma	
0.1	0.1		OSB4	BK4	OSB4	BK4	OSB4	BK4
Problem 1		119	428,67	1,6	124	124	0,04	0,04
Problem 2		129	392,82	0,98	131	131	0,01	0,01
Problem 3		94	633,39	0,42	102	102	0,08	0,08
Problem 4		123	6,74	0,13	123	123	0,00	0,00
Problem 5		94	330,19	0,47	96	96	0,02	0,02
Problem 6		111	553,68	1,08	115	115	0,03	0,03
Problem 7		102	645,66	1,3	111	111	0,08	0,08
Problem 8		104	495,3	1,48	114	114	0,09	0,09
Problem 9		119	492,29	0,45	123	123	0,03	0,03
Problem 10		105	483,95	0,69	107	107	0,02	0,02
Ort.			446,27	0,86			0,04	0,04
0.1	0.5							
Problem 1		112	147,83	0,85	119	119	0,06	0,06
Problem 2		122	70,26	0,79	129	127	0,06	0,04
Problem 3		127	73,01	0,93	129	129	0,02	0,02
Problem 4		98	43,79	0,66	102	102	0,04	0,04
Problem 5		110	104,26	0,66	114	113	0,03	0,02
Problem 6		85	83,37	0,79	88	88	0,03	0,03
Problem 7		113	2,80	0,40	113	113	0,00	0,00
Problem 8		124	1,49	0,60	124	124	0,00	0,00
Problem 9		116,4	133,52	0,67	120	120	0,03	0,03
Problem 10		107	4,33	1,22	107	107	0,00	0,00
Ort.			66,46	0,76			0,27	0,24
0.3	0.1							
Problem 1		111	76,15	0,71	122	122	0,10	0,10
Problem 2		134	221,81	0,62	156	156	0,16	0,16
Problem 3		88	73,83	0,55	96	96	0,09	0,09
Problem 4		98	147,23	0,45	107	107	0,09	0,09
Problem 5		82	109,29	0,42	86	86	0,05	0,05
Problem 6		107	52,55	0,26	109	109	0,02	0,02
Problem 7		106	86,91	0,71	112	112	0,06	0,06

Problem 8	119	95,73	0,49	134	134	0,13	0,13
Problem 9	92	103,42	0,51	102	102	0,11	0,11
Problem 10	109	72,37	0,62	118	118	0,08	0,08
Ort.		103,93	0,53			0,09	0,09

EİD: eniyi değer; Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden çözüm süresi; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; %Sapma.: eniyi değerden oransal sapma.

Tablo 3.10'da, BK4 ve OSB4 modelleri arasında oransal sapmalar yönünden bir fark görülmemiştir. Çözüm sürelerine bakıldığında, üç problem grubu için her grupta BK4 modelinin çok üstün olduğu görülmüştür. Üç grubun ortalamalarına göre BK4 ve OSB4 modelleri için sırasıyla 0,81 ve 256,36 saniye ortalamalarla BK4 modeli OSB4 modeline göre çok daha hızlı bir sürede eniyi çözüme ulaşmaktadır. OSB4 modeli 7200 saniye süre içerisinde 10 işlik problemleri çözebilmektedir.

OSB4 modeli ile 15, 20, 25, 50 ve 100 iş için 7200 saniye sınırında hiçbir problem çözülememiştir. Bunun üzerine, işlem süresi 14400 saniyeye çıkarılmış, bu durumda da OSB4 modeli ile eniyi çözümler bulunamamıştır. Bu nedenle, BK4 modelinin performansını görebilmek amacıyla sayısal analizlere 15 iş ve üstü için devam edilmiştir. 15, 20, 25 ve 50 işlik problemlerden her sipariş büyüklüğü için 10 problem çözülmüştür. 7200 saniye süre sınırında 15, 20, 25 ve 50 işlik problemlerin her birinin eniyi çözümüne erişilmiştir. İlgili çözümlerin ortalamaları Tablo 3.11'de verilmiştir.

Tablo 3.11. BK4 modelinin n=15, 20, 25, 50 sonuçları

τ	R	Ort.Çözüm Süresi (s)	Ort.% Sapma
0.1	0.1		
n=15		1,10	0,03
n=20		5,87	0,03
n=25		16,38	0,03
n=50		1011,87	0,03

Ort.Çözüm Süresi: saniye cinsinden ortalama çözüm süresi; Ort.% Sapma: eniyi değerden ortalama oransal sapma.

BK4 modeli 100 işlik problemler ile süre sınırı 14400 saniye alınarak test edilmiştir. İlgili çözüm sonuçları Tablo 3.12'de verilmiştir.

Tablo 3.12. BK4 modelinin n=100 sonuçları

n=100					
τ	R	EİD	Çözüm Süresi (s)	DPG	% Sapma
0.1	0.1				
Problem 1		1079	13049,04	1106	0,03
Problem 2		1172	8377,30	1197	0,02
Problem 3		1040*	14400	1064	0,02
Problem 4		1128*	14400	1158	0,03
Problem 5		1077	12792,15	1101	0,02
Problem 6		1079*	14400	1106	0,03

Problem 7	1079*	14400	1106	0,03
Problem 8	1062	12856,63	1092	0,03
Problem 9	1104*	14400	1128	0,02
Problem 10	1009*	14400	1032	0,02
Ort.		-		0,03

EİD: eniyi değer; Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden çözüm süresi; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; %Sapma.: eniyi değerden oransal sapma. *Bilinen eniyi değer.

Tablo 3.12'de görüldüğü üzere, BK4 modeli 15, 20, 25 ve 50 iş için tüm problemleri sırasıyla ortalama 1,10; 5,87; 16,38 ve 1011,87 saniye sürelerde eniyi çözüme ulaştırmıştır. 100 işlik problemlerde, BK4 modeli 10 problemin 4'ünde verilen sürede eniyi çözüme ulaşabilmiştir. Ortalama oransal sapma %3 olarak bulunmuştur. Böylece, doğrusal programlama gevşetme değerlerinin eniyi değere çok yakın olduğu görülmüştür.

3.4. Model ile Elde Edilen Sonuçların Sezgisel Algoritma Sonuçlarıyla Karşılaştırması

Cesaret vd. [14] çalışmasında yazarların ele aldığı problem, Oğuz vd. [94] çalışmasında ele alınan problem ile özdeştir. Oğuz vd. [94] modeli 10 işin üzerindeki problemleri çözemediğinden, problemlerin çözümüne yönelik olarak bir tabu arama algortiması geliştirmiş ve bu algoritma ile elde edilen yaklaşık değerleri (best values) açıklamışlardır.

Tablo 3.14. Cesaret vd. [14] sezgisel sonuçları ile matematiksel model sonuçlarının karşılaştırılmasının özet gösterimi

	Ort. %TA Sapma	Toplam soru #	En iyi çözümü bulunan #	Daha iyi sonuç veren #
Tao1_R1	0,03011	10	10	10
Tao1_R3	0,01793	10	5	10
Tao1_R5	0,01139	10	3	10
Tao1_R7	0,00574	10	8	10
Tao1_R9	0,00540	10	9	10
Tao3_R1	0,01220	10	1	10
Tao3_R3	0,01706	10	0	10
Tao3_R5	0,00152	10	0	7
Tao3_R7	-0,00556	10	2	3
Tao3_R9	-0,00005	10	0	7
Tao5_R1	0,00556	10	0	8
Tao5_R3	0,00658	10	0	8
Tao5_R5	-0,00554	10	0	4
Tao5_R7	-0,01159	10	0	3
Tao5_R9	-0,00966	10	0	4
Tao7_R1	0,01954	10	0	9
Tao7_R3	0,01796	10	0	10
Tao7_R5	0,01526	10	0	10
Tao7_R7	0,00292	10	0	8
Tao7_R9	0,00455	10	0	8

Ort. %TA Sapma: Modelden elde edilen yaklaşık değerler ile tabu arama algoritmasından elde edilen yaklaşık değerler arasındaki yüzdesel farkın ortalaması.

BK1 modeli, 50 işlik problemler için verilen 14400 saniye süre sınırı içerisinde CPLEX ile ya eniyi çözüme ulaşmış ya da süre kısıtına takıldığı zamana kadar ulaştığı

yaklaşık çözümü vermiştir. Bu kısımda, tabu arama algoritmasıyla elde edilen yaklaşık değerler BK1 modeli ile elde edilen yaklaşık değerlerle karşılaştırılmıştır. Toplam 200 problem çözülmüş olup sonuçlar Tablo 3.13'de verilmiştir. Sonuçların özetlenmiş gösterimi Tablo 3.14'de sunulmuştur.

Toplamda çözülmeye çalışılan 200 problemin 38 tanesinin 14400 saniye süre sınırı içinde BK1 modeli ile eniyi çözümü bulunmuştur. Kalan 162 problemin 121 tanesinde, BK1 modeli ile elde edilen yaklaşık değerlerin tabu arama algoritmasıyla elde edilen yaklaşık değerlere eşit ya da daha büyük olduğu görülmüştür. Sonuç olarak, BK1 modeli ile problemlerin %80'inde sezgisel algoritma ile elde edilen değerlerden daha iyi sonuçlar bulunmuştur.

3.5. Ara Sonuçlar

Bu bölümde, her farklı durum için Oğuz vd. [94] modeli ve yeni model üzerinde gerekli uyarlamalar yapılmış ve sayısal analizlere tabi tutulmuştur. Her durumda, yeni model Oğuz vd. [94] uyarlanmış modellere göre daha büyük problemleri çözebilmiştir. Çözüm süresi bakımından yeni model, Oğuz vd. [94] uyarlanmış modellerine göre çok daha üstündür.

Oğuz vd. [94] uyarlanmış modeller 10 işten daha büyük problemleri verilen sürede çözememiştir. Aynı problemleri, yeni model bir saniyeden kısa sürede çözebilmektedir. Daha büyük problemlerin çözümlerine yeni modelle devam edilmiş olup, 50 işlik problemlere kadar verilen sürede hepsinin eniyi çözümüne erişilmiştir. Yanı sıra, 50 işlik problemler için daha kapsamlı bir analiz yapılmıştır. 50 işlik 200 adet problem BK1 modeli ile çözülmeye çalışılmış, eniyi değerler ya da verilen süre sınırında eniyi değerlere erişilemediyse ulaşılan yaklaşık değerler Cesaret vd. [14] çalışmasında tabu arama algoritması ile elde edilen yaklaşık değerlerle karşılaştırılmıştır. Sonuç olarak, problemlerin %80'inde BK1 ile elde edilen yaklaşık değerlerin sezgisel algoritma ile elde edilen yaklaşık değerlere eşit veya daha iyi olduğu gözlenmiştir.

Kaynaklarda erişilen problemlerin en büyüğü 100 işin yer aldığı problemlerdir. En erken başlama zamanının olmadığı ve en erken başlama zamanı ile hazırlık süresinin tamamen bağımsız olduğu durumlarda yeni modeller 100 işlik problemlerin yaklaşık %40'lık bir kısmını verilen sürede çözebilmiştir. Diğer durumlar için verilen sürede eniyi çözümler bulunamamıştır.

Doğrusal programlama gevşetme değerlerinin eniyi değerden farkını gösteren oransal sapmaların her durum için %3-%5 seviyesinde olduğu görülmüştür. Bu değerlerin eniyi değere oldukça yakın seyrettiği sonucuna varılmıştır.

İzleyen bölümde yeni model, ele alınan problemin bir uzantısı olan özdeş paralel makinelerde en erken başlama zamanlarını ve hazırlık sürelerini dikkate alan sipariş kabul ve çizelgeleme problemine uyarlanmıştır. Bildiğimiz kadarıyla, bu problem kaynaklarda daha önce çalışılmamıştır. Bu bağlamda, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin çok makine durumuna ilişkin kaynaklar taranmış, uyarlanan yeni model tanıtılmış ve modelin performansını araştırmak üzere sayısal analizler yapılmıştır. Yanı sıra, büyük boyutlu problemleri yaklaşık olarak çözebilmek için değişken komşu arama tabanlı bir tavlama benzetimi algoritması geliştirilmiş ve sonuçlar raporlanmıştır.

4. ÖZDEŞ PARALEL MAKİNELERDE SİPARİŞ KABUL VE ÇİZELGELEME PROBLEMİ

Bu bölümde, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin özdeş paralel makineler durumu ele alınmıştır. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi çok makine durumuna ilişkin çalışmalar genel hatlarıyla Tablo 4'te verilmiştir. Özdeş paralel makineler durumuna ilişkin kaynaklarda yedi çalışma bulunduğu ve bunlardan ikisinin matematiksel model içerdiği tespit edilmiştir.

Modeller verilirken tezin 2.2.1 nolu bölümünde verilen ortak gösterimlerden yararlanılmıştır. Gerekli yerlerde ek gösterimler verilmiştir.

4.1. Wang vd. [140] Modeli

Wang vd. [140] çalışmasında sipariş kabul ve çizelgeleme problemini özdeş iki makineye özel olarak ele almışlardır. Çalışmada hazırlık süreleri ve en erken başlama zamanları dikkate alınmamıştır. Problemin çözümüne yönelik olarak zaman-endeksli bir karar modeli önermişlerdir. Modelde yer alan yeni parametreler ve karar değişkeni aşağıda açıklanmıştır.

Q'_j=[$\sum_{k\neq j} p_k/2$] + p_j, jϵN, her iş kabul edilse dahi mümkün olan en büyük tamamlanma zamanını verir. Bir j işi kabul edildiği takdirde tamamlanma zamanı en fazla Q''_j=[e_j/w_j]+d_j, jϵN, kadar olabilir. Bu durumda, Q_j =enk{Q'_j, Q''_j}, jϵN olur. Böylece bir işin tamamlanma zamanı en fazla Q_j kadar olabilir. $\bar{Q}$=enb{$Q_1, Q_2, \dots, Q_n$} şeklinde tanımlanmıştır.

V_{jt}: $\begin{cases} 1, j\ işi\ kabul\ edildiyse\ ve\ tamamlanma\ zamanı\ t\ ise \\ 0, dd. \end{cases}$

olarak tanımlanmıştır. Yazarların önerdikleri karar modeli aşağıda verilmiştir.

$\sum_{j=1}^{n} \sum_{s=\text{enb}\{p_j,t\}}^{\text{enk}\{t+p_j-1,Q_j\}} V_{js} \leq 2$ 1≤t≤$\bar{Q}$ (66)

$\sum_{t=1}^{Q_j} V_{jt} \leq 1$ ∀jϵN (67)

V_{jt}ϵ{0,1} ∀jϵN; 1≤t≤$\bar{Q}$ (68)

k.a.

Enb $\sum_{j=1}^{n} \sum_{t=p_j}^{Q_j} V_{jt}(e_j - w_j T_j)$ (69)

(66) nolu kısıtlar aynı zaman biriminde en çok iki işin yapılabileceğini göstermektedir. (67) nolu kısıtlar bir iş kabul edilirse en fazla bir kere yapılmasını garanti etmektedir. (68) nolu kısıtlar karar değişkenlerinin 0-1 değer almasını sağlamaktadır. (69) nolu amaç fonksiyonu işlerden elde edilen getiriler ile gecikme cezaları arasındaki farkı enbüyüklemektedir.

4.2. Wu vd. [146] Modeli

Wu vd. [146] çalışmasında özdeş paralel makinelerde hazırlık sürelerini içeren sipariş kabul ve çizelgeleme problemini ele almışlardır. Önerdikleri modelin temelinin Balakrishnan vd. [10] çalışmasına dayandığını belirtmişlerdir. Modele özgü karar değişkenleri aşağıda belirtilmiştir.

$$D_{im}: \begin{cases} 1, i\ işi\ m.makinede\ yapıldıysa \\ 0, dd. \end{cases}$$

$$E_{ijm}: \begin{cases} 1, i\ işi\ j\ işinden\ önce\ m.makinede\ yapıldıysa \\ 0, dd. \end{cases}$$

Wu vd. [146] modeli aşağıda verilmiştir.

L: Büyük pozitif bir sayı olmak üzere,

$Y_i = \sum_{m \epsilon M} D_{im}$ $\forall i=0,1,2,..,n$ (70)

$\sum_{m \epsilon M} D_{im} \leq 1$ $\forall i=0,1,2,..,n$ (71)

$LY_i \geq C_i$ $\forall i=0,1,2,..,n$ (72)

$C_i \geq s_{0i} D_{im} + p_i D_{im}$ $\forall i=0,1,2,..,n, \quad \forall m=1,2,\ldots,m$ (73)

$T_i \geq C_i - d_i$ $\forall i=0,1,2,..,n$ (74)

$C_j - C_i + L(3-E_{ijm} - D_{im} - D_{jm}) \geq s_{ij} + p_j \quad \forall i,j=0,1,\ldots,n;\ i \neq j;\ \forall m=1,2,\ldots,m$ (75)

$C_i - C_j + L(2+E_{ijm} - D_{im} - D_{jm}) \geq s_{ji} + p_i \quad \forall i,j=0,1,\ldots,n;\ i \neq j;\ \forall m=1,2,\ldots,m$ (76)

$E_{ijm} \leq D_{im}$ $\forall i,j=0,1,\ldots,n;\ i \neq j;\ \forall m=1,2,\ldots,m$ (77)

$E_{ijm} \leq D_{jm}$ $\forall i,j=0,1,\ldots,n;\ i \neq j;\ \forall m=1,2,\ldots,m$ (78)

$C_i, T_i \geq 0$ $\forall i=0,1,2,..,n$ (79)

$Y_i \in \{0,1\}$ $\forall i=0,1,2,..,n$ (80)

$D_{im}, E_{ijm} \in \{0,1\}$ $\forall i=0,1,2,..,n, \quad \forall m=1,2,\ldots,m$ (81)

k.a.

Enb $\sum_{i\epsilon N}(Y_i e_i - w_i T_i)$ (82)

(70) nolu kısıtlar tüm kabul edilen işlerin bir makineye atanmasını garanti etmektedir. (71) nolu kısıtlar bir işin en çok tek bir makineye atanmasını sağlamaktadır. (72) nolu kısıtlar bir işin kabul edilmesi halinde tamamlanma zamanının hesaplanmasını sağlamaktadır. (73) nolu kısıtlar işlerin tamamlanma zamanını hesaplarken, (74) nolu kısıtlar işlerin gecikme sürelerini hesaplamaktadır. (75) ve (76) nolu kısıtlar iki işin tamamlanma zamanları arasındaki süreyi sınırlamaktadır. Eğer i işi j işinden önce yapılırsa, iki işin tamamlanma zamanları arasındaki süre s_{ij} ve p_j toplamından daha büyük olmak zorundadır ki bu durumda E_{ijm}=1 olur. (77) ve (78) nolu kısıtlar sadece i işi ve j işinin aynı makineye atanması durumunda E_{ijm}=1 olmasını sağlamaktadır. (79) nolu kısıtlar negatif olmama kısıtlarıdır; (80) ve (81) nolu kısıtlar karar değişkenlerinin 0-1 değerlerini almasını garanti etmektedir. (82) nolu amaç fonksiyonu ise kabul edilen işlerin getirileri toplamı ile toplam gecikme cezaları arasındaki farkı enbüyüklemektedir. Modelin $2n^2m+3nm+6n$ kısıtı ve $n^2m+nm+n$ kadar 0-1 karar değişkeni bulunmaktadır.

4.3. Modellerin İrdelenmesi ve Yeni Model Gereksinimi

Wang vd. [140] çalışmasında, iki özdeş paralel makine için sipariş kabul ve çizelgeleme problemini çalışmışlardır. Çalışmada en erken başlama zamanları ve hazırlık süreleri dikkate alınmamış olup, ayrıca verilen matematiksel model doğrusal olmayan bir yapıdadır. Wu vd. [146] kaynaklarda yer alan en güncel çalışma olup, özdeş paralel makinelerde hazırlık sürelerini de dikkate almaktadır.

Öncelikli motivasyonumuz, kaynaklarda en erken başlama zamanlarını, hazırlık sürelerini ve işlerin son teslim tarihlerini birlikte ele alan bir çalışma olmamasıdır. Diğer yandan, Wu vd. [146] modeli incelendiğinde, işlem zamanları ve hazırlık süreleri makinelere göre değişmiyor olmasına rağmen modelde makine indisinin de kullanıldığı görülmüştür. Böylece modelin hem karar değişkeni sayısı hem kısıt sayısı, "n" iş sayısı ve "m" makine sayısı olmak üzere $O(n^2)m$ olmaktadır. Bu nedenle modelin boyutu çok hızlı bir şekilde artmaktadır. Ayrıca, modelde E_{ijm} olarak tanımlanan karar değişkenlerinde i işinin j işinden hemen önce yapılması zorunluluğu bulunmadığından model sonuçlarının çok kullanıcı odaklı olmadığı görülmüştür.

Yukarıda verilen nedenlerle, $O(n^2)$ sayıda karar değişkeni ve $O(n^2)$ sayıda kısıttan oluşan ve birbirini izleyen işlere karşı gelen karar değişkenleri tanımlayarak yeni bir karar modeli geliştirilmesinde fayda görülmüştür. Tez çalışmasının ilerleyen kısımlarında sıra-bağımlı hazırlık sürelerinin, en erken başlama zamanlarının ve son teslim tarihlerinin

bulunmadığı indirgenmiş model verilmiştir. Yeni modelin performansı Wu vd. [146] modeli ile karşılaştırılmıştır. Ardından, yeni model en erken başlama zamanlarının ve son teslim tarihinin olduğu duruma genişletilmiş ve modelin performansını ölçmek üzere ek sayısal analizler yapılmıştır.

4.4. Yeni Model

Yeni modele özel karar değişkenleri aşağıda tanımlanmıştır.

Z_{ij}: j. işin i. işten hemen sonra yapılması halinde j. işin tamamlanma zamanı

Y_i: $\begin{cases} 1, i\ işi\ kabul\ edildiyse \\ 0, dd. \end{cases}$

X_{ij}: $\begin{cases} 1, i\ işi\ j\ işinden\ hemen\ önce\ yapıldıysa \\ 0, dd. \end{cases}$

Yeni karar modeli aşağıda verilmiştir.

M=n($enb_{i,j\epsilon N}\, s_{ij}$) + $\sum_{i\epsilon N} p_i$ olmak üzere,

$\sum_{i=1}^{n} X_{0i}$=m (83)

$\sum_{i=1}^{n} X_{i,n+1}$=m (84)

$\sum_{i=0}^{n} X_{ij}$=Y_j ∀j=1,2,..,n (85)

$\sum_{j=1}^{n+1} X_{ij}$=Y_i ∀i=1,2,..,n (86)

$\sum_{i=0}^{n} X_{ij} = \sum_{i=1}^{n+1} X_{ji}$ ∀j=1,2,..,n (87)

$Z_{0i} = (s_{0i} + p_i)\, X_{0i}$ ∀i=1,2,..,n (88)

$Z_{ij} \leq M\, X_{ij}$ ∀i=0,1,2,..,n;∀j=1,2,..,n,n+1;i≠j (89)

$\sum_{j=1}^{n+1} Z_{ij} - \sum_{k=0}^{n} Z_{ki} = \sum_{j=1}^{n+1}(s_{ij} + p_j)\, X_{ij}$ ∀i=1,2,.., n; i≠j (90)

$T_i \geq \sum_{k=0}^{n} Z_{ki} - d_i Y_i$ ∀i=1,2,..,n (91)

$T_i \leq M\, Y_i$ ∀i=1,2,..,n (92)

$R_i = e_i Y_i - w_i T_i$ ∀i=1,2,..,n (93)

$Z_{ij} \geq 0$ ∀i=0,1,2,..,n; ∀j=1,2,..,n,n+1; i≠j (94)

$Y_i \epsilon \{0,1\}$ ∀i=1,2,..,n (95)

$X_{ij} \epsilon \{0,1\}$ ∀i=0,1,2,..,n; ∀j=1,2,..,n,n+1; i≠j (96)

k.a.

Enb $\sum_{i=1}^{n} R_i$ (97)

(83) ve (84) nolu kısıtlar makine sayısı kadar sıralamanın 0. kukla işle başlamasını ve (n+1). kukla işle bitmesini garanti etmektedir. (85) ve (86) nolu kısıtlar bir iş kabul edildiği takdirde, bu işin öncesinde ve sonrasında sadece bir iş olmasını sağlamaktadır. (87) nolu kısıtlar akış koruma kısıtlarıdır ve sıralamada sürekliliği sağlamaktadır. (88) nolu kısıtlar sıralamadaki ilk işin tamamlanma zamanını hesaplamaktadır. (89) nolu kısıtlar eğer bir iş yapılırsa o işin tamamlanma zamanının hesaplanmasını sağlamaktadır. (90) nolu kısıtlar bir j işinin tamamlanma zamanının kendisinden hemen önceki i işinin tamamlanma zamanı, i işinden j işine geçişte gereken hazırlık süresi ve j işinin işlem zamanı toplamı kadar olmasını garanti etmektedir. (91) nolu kısıtlar kabul edilen işlerin gecikme sürelerini hesaplamaktadır. (92) nolu kısıtlar gecikme sürelerine bir üst sınır tanımlamaktadır. (93) nolu kısıtlar işlerin getirilerinden gecikme cezalarını düşerek net getirinin hesaplanmasını sağlamaktadır. (94) nolu kısıtlar negatif olmama kısıtlarıdır. (95) ve (96) nolu kısıtlar karar değişkenlerinin 0-1 değerlerini almasını garanti etmektedir. (97) nolu amaç fonksiyonu kabul edilen işlerden elde edilen toplam getiriyi enbüyüklemektedir. Modelin $2n^2+10n+2$ kısıtı ve n^2+2n kadar 0-1 tamsayılı karar değişkeni bulunmaktadır. Böylece model $O(n^2)$ sayıda kısıta ve $O(n^2)$ sayıda 0-1 tamsayılı karar değişkenine sahiptir.

4.5. Sayısal Analizler

Bu bölümde, yeni model ile Wu vd. [146] modelinin performansları karşılaştırılmıştır. Yanı sıra, yeni model işlerin en erken başlama zamanlarının ve son teslim tarihlerinin olduğu duruma göre genişletişmiş ve modelin performansı sayısal analizlerle ölçülmüştür.

4.5.1. Yeni model ile Wu vd. [146] modelinin performanslarının karşılaştırılması

Bu kesimde, yeni model (en erken başlama zamanı ile son teslim tarihlerinin olmadığı durum) ile Wu vd. [146] modeli çözüm süreleri açısından karşılaştırılmıştır. Kaynaklarda sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin özdeş paralel makineler durumuna ilişkin erişilebilir test problemleri bulunmadığından, sayısal analizlerde Cesaret vd. [14] problemleri özdeş paralel makineler için uyarlanmıştır. Cesaret vd. [14] test problemleri olduğu haliyle iki özdeş paralel makine için kolaylıkla çözülebildiğinden ve problemlerde her iş yapılabilir olduğundan problemleri zorlaştırma ihtiyacı ortaya çıkmıştır. Bu açıdan, problemleri zorlaştırmak amacıyla işlem zamanları iki katına çıkarılmış ve teslim tarihleri

%30 oranında geri çekilmiştir. Bu bölümde çözülen test problemleri dönüştürülmüş problemlerdir.

Yeni model (YOPM) ve Wu vd. [146] modeli (WU) ile 10, 15, 20, 25 ve 50 işlik problemler için çözüm araştırılmıştır. Her sipariş büyüklüğü için 30 problem çözülmüştür. 10 ve 15 işlik problemler için bulunan sonuçlar Tablo 4.1 ve Tablo 4.2'de verilmiştir.

Tablo 4.1. YOPM ve WU modelleri için n=10 sonuçları

	WU		YOPM	
Problem	Çözüm Süresi (s)	EİD	Çözüm Süresi (s)	EİD
n10_tao1_R1_1	0,25	97	1,34	97
n10_tao1_R1_2	1,09	129	0,84	129
n10_tao1_R1_3	0,55	98	0,44	98
n10_tao1_R1_4	0,59	119	0,75	119
n10_tao1_R1_5	0,69	94	0,92	94
n10_tao1_R1_6	0,99	111	0,42	111
n10_tao1_R1_7	0,81	108	0,97	108
n10_tao1_R1_8	0,44	109	0,73	109
n10_tao1_R1_9	0,14	117	0,08	117
n10_tao1_R1_10	0,48	87	0,61	87
Ort.	0,60		0,71	
n10_tao1_R5_1	0,66	95	0,8	95
n10_tao1_R5_2	0,44	111	2	111
n10_tao1_R5_3	0,88	106	0,66	106
n10_tao1_R5_4	0,38	94	0,99	94
n10_tao1_R5_5	0,70	97	0,7	97
n10_tao1_R5_6	0,47	82	0,72	82
n10_tao1_R5_7	0,34	105	0,72	105
n10_tao1_R5_8	0,75	110	0,51	110
n10_tao1_R5_9	0,77	98,5	0,48	98,5
n10_tao1_R5_10	0,52	100	0,74	100
Ort.	0,59		0,83	
n10_tao1_R1_1	0,47	99	0,75	99
n10_tao3_R1_2	0,97	110	1,95	110
n10_tao3_R1_3	0,52	66	1,61	66
n10_tao3_R1_4	0,76	98	0,8	98
n10_tao3_R1_5	0,86	82	0,94	82
n10_tao3_R1_6	0,42	101	1,13	101
n10_tao3_R1_7	0,73	97	0,64	97
n10_tao3_R1_8	0,14	134	0,3	134
n10_tao3_R1_9	0,45	83	2,17	83
n10_tao3_R1_10	0,47	109	0,75	109
Ort.	0,58		1,10	

Çözüm Süresi (s): Saniye cinsinden çözüm süresi; EİD: Eniyi değer; Ort.: Ortalama.

10 işlik problemler için, WU modeli ortalama 0,59 saniyede problemlerin eniyi çözümüne ulaşmıştır. YOPM modeli aynı problemler için ortalama 0,88 saniyede problemlerin eniyi çözümlerine ulaşmıştır. Her iki modelin de bu problemleri oldukça hızlı çözdüğü görülmektedir.

Tablo 4.2. YOPM ve WU modelleri için n=15 sonuçları

	WU		YOPM	
Problem	Çözüm Süresi (s)	EİD	Çözüm Süresi (s)	EİD
n15_tao1_R1_1	142,92	140	9,71	140
n15_tao1_R1_2	333,36	168	13,85	168
n15_tao1_R1_3	450,80	159	10,52	159
n15_tao1_R1_4	1978,25	167	12,11	167
n15_tao1_R1_5	40,94	152	13,56	152
n15_tao1_R1_6	33,19	152	3,42	152
n15_tao1_R1_7	11,20	93	14,97	93
n15_tao1_R1_8	273,91	176	4,13	176
n15_tao1_R1_9	1244,46	133	6,64	133
n15_tao1_R1_10	1728,97	164	5,50	164
Ort.	623,80		9,44	
n15_tao1_R3_1	1726	144,3	8,7	144,3
n15_tao1_R3_2	128,97	162	4,5	162
n15_tao1_R3_3	809,24	167	15,99	167
n15_tao1_R3_4	130,19	168	5,96	168
n15_tao1_R3_5	39,9	120	8,66	120
n15_tao1_R3_6	20,38	127	9,55	127
n15_tao1_R3_7	225,48	154	4,65	154
n15_tao1_R3_8	175,48	182	9,02	182
n15_tao1_R3_9	158,34	157	3,81	157
n15_tao1_R3_10	255,28	142	7,9	142
Ort.	366,92		7,87	
n15_tao1_R5_1	2052,17	211	9,55	211
n15_tao1_R5_2	1344,05	165	4,32	165
n15_tao1_R5_3	895,86	123	7,28	123
n15_tao1_R5_4	10,25	123	9,19	123
n15_tao1_R5_5	80,29	175	19,72	175
n15_tao1_R5_6	406,85	209,5	17,40	209,5
n15_tao1_R5_7	268,88	161	22,65	161
n15_tao1_R5_8	112,63	190	5,00	190
n15_tao1_R5_9	99,73	171	8,67	171
n15_tao1_R5_10	12,81	184	10,12	184
Ort.	528,35		11,39	

Çözüm Süresi (s): Saniye cinsinden çözüm süresi; EİD: Eniyi değer; Ort.: Ortalama.

15 işlik problemler için, WU modeli ortalama 506,35 saniyede problemlerin eniyi çözümüne ulaşmıştır. Modelin çözüm performansı bakımından, 15 işlik problemlerde 10

işlik problemlere göre çok hızlı bir şekilde yavaşladığı görülmektedir. YOPM modeli aynı problemler için ortalama 9,56 saniyede problemlerin eniyi çözümüne ulaşmıştır.

WU modeli ile 20 işlik ve daha büyük problemlerde 14400 saniye süre sınırı içerisinde çözümü araştırılan 30 problemde eniyi çözümlere ulaşılamamıştır. Bu nedenle çözümlere 20 iş ve daha yukarısı için YOPM modeli ile devam edilmiştir. Elde edilen sonuçlar Tablo 4.3'de özetlenmiştir.

Tablo 4.3. YOPM modeli ile n=20, 25 ve 50 sonuçları

	Çözülen Problem #	Eniyi Çözümü Bulunan #	Ort.Çözüm Süresi (s)	Ort.% Sapma
n=20	30	30	31,00	0,14
n=25	30	30	119,39	0,15
n=50	30	19	5911,10	0,13

Ort.Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden ortalama çözüm süresi; Ort.% Sapma: eniyi değerden ortalama oransal sapma.

YOPM modeli ile 20 işlik problemler için ortalama 31,00 saniye sürede ve 25 işlik problemler için ortalama 119,39 saniyede problemlerin eniyi çözümü bulunmuştur. Yeni model ile 20 ve 25 iş büyüklüğündeki problemlerin tamamının makul sürelerde eniyi çözümlerine erişildiği görülmektedir. 50 iş için ortalama 5911,10 saniyede 30 problemin 19'unda eniyi çözüme ulaşılabilmiştir.

4.5.2. Genişletilmiş modelin performansının ölçümü

Bu kesimde, yeni model işlerin en erken başlama zamanlarının ve son teslim tarihlerinin olduğu duruma uyarlanmıştır. Daha sonra, modelin performansı yapılan sayısal analizlerle ölçülmüştür.

Yeni modelin yukarıda belirtilen duruma genişletilmesi için modeldeki (88) nolu kısıtlar yerine aşağıda verilen (98) nolu kısıtlar yazılır. (98) nolu kısıtlar ile, ilk sıradaki işin tamamlanma zamanı hesaplanırken en erken başlama zamanının da dikkate alınması garantilenir. Yanı sıra, modele (99) nolu kısıtlar eklenir. (99) nolu kısıtlar ile işlerin tamamlanma zamanları hesaplanırken en erken başlama zamanlarının da hesaba katılması sağlanır. Modeldeki (89) nolu kısıtların yerine modele (100) nolu kısıtlar ve (92) nolu kısıtlar yerine (101) nolu kısıtlar yazılır. (100) nolu kısıtlar bir iş yapıldığı takdirde tamamlanma zamanının hesaplanmasını sağlarken, (101) nolu kısıtlar bir işin yapıldığı durumda gecikme süresinin hesaplanmasını garanti etmektedir.

$$Z_{0i} = (r_i + s_{0i} + p_i)\, X_{0i} \qquad \forall i=1,2,..,n \qquad (98)$$

$$\sum_{i=0}^{n} Z_{ij} \geq (r_j + p_j) Y_j + \sum_{i=0}^{n} s_{ij} X_{ij} \qquad \forall j=1,2,\ldots,n \qquad (99)$$

$Z_{ij} \leq \bar{d}_i X_{ij}$ $\forall i=0,1,2,..,n; \forall j=1,2,..,n,n+1; i \neq j$ (100)

$T_i \leq \bar{d}_i Y_i$ $\forall i=1,2,..,n$ (101)

Genişletilmiş model (en erken başlama zamanları ve son teslim tarihlerinin bulunduğu durum) ayrıca sayısal analizlere tabi tutulmuştur. Genişletilmiş model (GOPM) ile 10, 15, 20, 25 ve 50 iş büyüklüğündeki problemlere çözüm araştırılmıştır. Genişletilmiş model için de Cesaret vd. [14] problemlerinin zorlaştırılmış halleri kullanılmıştır. Burada farklı olarak son teslim tarihleri de yer aldığından, bunlar da teslim tarihleri gibi %30 oranında öne çekilmiştir. Her sipariş büyüklüğü için 30 problem çözülmüştür. Elde edilen çözüm sonuçları Tablo 4.4'de özetlenmiştir.

Tablo 4.4. GOPM modeli ile n=10, 15, 20, 25 ve 50 sonuçları

	Çözülen Problem #	Eniyi Çözümü Bulunan #	Ort.Çözüm Süresi (s)	Ort.% Sapma
n=10	30	30	0,32	0,16
n=15	30	30	4,02	0,07
n=20	30	30	19,97	0,18
n=25	30	30	55,26	0,18
n=50	30	21	2952,07	0,11

Ort.Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden ortalama çözüm süresi; Ort.% Sapma: eniyi değerden ortalama oransal sapma.

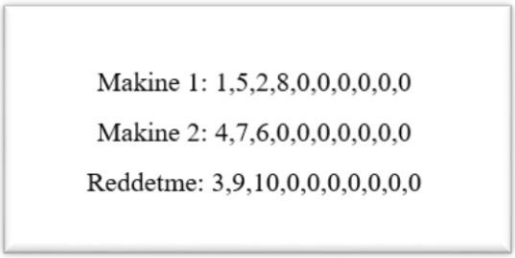
GOPM modeli ile 10 işlik problemler için ortalama 0,32 saniye sürede; 15 işlik problemler için ortalama 4,02 saniye sürede; 20 işlik problemler için ortalama 19,97 saniye sürede ve 25 işlik problemler için ortalama 55,26 saniye sürede problemlerin eniyi çözümleri bulunmuştur. Yeni genel model ile 25 iş büyüklüğüne kadar olan problemlerin tamamının makul sürelerde eniyi çözümlerine erişildiği görülmektedir. 50 işlik problemler için ortalama 2952,07 saniyede 30 problemin 21'inde eniyi çözüme ulaşılabilmiştir.

4.6. Yeni Sezgisel Algoritma

Bu bölümde ele alınan sipariş kabul ve çizelgeleme problemi NP-Zor yapıdadır [101]. Ayrıca, önerdiğimiz matematiksel model 100 işlik problemleri verilen süre içerisinde çözememektedir. Bu nedenle, yüksek boyutlu problemleri yaklaşık olarak çözebilmek için bir sezgisel algoritma önerilmiştir. Bu kesimde, önerdiğimiz değişken komşu arama tabanlı tavlama benzetimi algoritması (DKATB) ayrıntılı bir biçimde anlatılmıştır. DKATB algoritmasının seçilmesinin nedeni, değişken komşu arama algoritması ile tavlama benzetimi algoritmasının birleşiminin etkili sonuçlar verdiğinin çizelgeleme kaynaklarında vurgulanmış olmasıdır [102].

4.6.1. Çözüm gösterimi

Toplam n işten seçilen l adet işin yapılabileceği iki özdeş paralel makine bulunmaktadır. Çözüm gösteriminin çalışma mekanizması üç makine varmış gibi hareket etmektedir. İki makine seçilen işleri dikkate alırken üçüncü makine reddedilen işleri göstermektedir. Şekil 4.1'de bir çözüm örneklenmiştir. Toplam 10 iş bulunmaktadır ve ilk makinedeki sıralama 1, 5, 2 ve 8 şeklinde, ikinci makinedeki sıralama 4, 7 ve 6 şeklinde gerçekleşmiştir. Bu sırada reddedilen işler 3, 9 ve 10 üçüncü makinede yer almaktadır.



Şekil 4.1. Çözüm gösterimi

4.6.2. Başlangıç çözümü

Başlangıç çözümünü elde etmek için toplam iş sayısının belli bir yüzdesi birinci ve ikinci makineye yüklenmektedir. Bu işlemi gerçekleştirirken algoritma en düşük işlem zamanı olan işleri seçmekte ve makinelere yüklemektedir. Böylece, makinelerin iş yükünün tamamen dolmasına izin verilmemekte ve algoritmaya en karlı işleri seçebilmesi için esneklik sağlanmaktadır. Seçilen yüzde değeri deneysel tasarım bölümünde açıklanmış ve en etkili değerin %20 olduğu tespit edilmiştir.

4.6.3. Komşuluk yapıları

Önerdiğimiz DKATB algoritması temelde yerel arama mekanizması üzerine kuruludur. DKATB algoritmasının arkasında çalışan yerel arama mekanizması, sadece rassal arama değil aynı zamanda akıllı arama metotlarını da dikkate alacak şekilde tasarlanmıştır. Dört adet komşuluğu oluşturmak üzere üç adet komşu arama stratejisi geliştirilmiştir. Bu stratejiler ekleme, çıkarma ve değiştirme operatörlerini içermektedir. Hareket operatörleri değişken komşu arama mantığı ile belirli bir sırada gerçekleşirken, sezgisel algoritmanın tüm uygun çözüm alanını tarayabilmesi için algoritmaya tavlama benzetimi yaklaşımı yerleştirilmiştir [102]. Söz konusu hareket operatörleri aşağıda verilmiştir.

i. Ekleme operatörü: Bu operatör reddedilen işlerin arasındaki $enb(e_i/p_i)$ oranına sahip i. işi bulur ve bu işi rassal bir makineye rassal bir sırada yerleştirir.

ii. Çıkarma operatörü: Bu operatör bir makineyi rassal olarak seçer ve enb(w_i/e_i) oranına sahip işi tespit ederek bu işi makineden çıkarır. Seçilen iş reddedilen işler kümesine gider.

iii. Değiştirme operatörleri: Bu operatörler sipariş değiştirme ve makine değiştirme olamk üzere iki şekilde çalışır.

1. Sipariş değiştirme operatörü makinelerin içinde gerçekleşir. Bir makine seçilir ve ardından bu makinede yapılan iki iş rassal olarak belirlenir. Sonuç olarak söz konusu iki işin yerleri değiştirilir.

2. Makine değiştirme operatörü makineler arasında gerçekleşir. Bir makine rassal olarak seçilir ve bu makinede yapılan iş sayısı belirlenir. Örneğin makine 1'in seçildiğini varsayalım. q_1 makine 1'deki iş sayısını ve q_2 makine 2'deki iş sayısını göstersin. [1, q_1] aralığından iki rassal sayı k_1 ve k_3; [1, q_2] aralığından bir rassal sayı k_2 seçilsin. Bu operatör, makine 1'deki k_1. işten itibaren k_3 tane işi tespit eder ve makine 2'deki k_2. işten itibaren k_3 tane iş ile yerlerini değiştirir. Makine değiştirme operatörü oldukça farklı çözümler yaratabilir ve makinelerdeki iş sayısının değişmesine olanak sağlar.

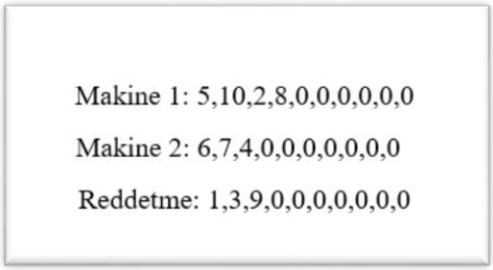
Yukarıda açıklanan hareket operatörleri Şekil 4.2, 4.3, 4.4 ve 4.5'te yukarıda aktarılan sırada örneklenmiştir.

Makine 1: 1,5,10,2,8,0,0,0,0,0
Makine 2: 4,7,6,0,0,0,0,0,0,0
Reddetme: 3,9,0,0,0,0,0,0,0,0

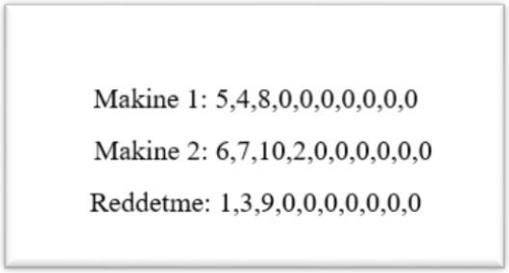
Şekil 4.2. Ekleme örneği

Makine 1: 5,10,2,8,0,0,0,0,0,0
Makine 2: 4,7,6,0,0,0,0,0,0,0
Reddetme: 1,3,9,0,0,0,0,0,0,0

Şekil 4.3. Çıkarma örneği



Şekil 4.4. Sipariş değiştirme örneği



Şekil 4.5. Makine değiştirme örneği

Şekil 4.2'de, Şekil 4.1'de verilen başlangıç çözümüne ekleme operatörü uygulanmıştır. Makine 1 rassal olarak seçilmiş ve reddedilen işlerin arasından *enb*(e_i/p_i) oranına sahip olan 10 numaralı iş seçilmiştir. 3 sayısı rassal olarak seçilmiş ve 10 numaralı iş makine 1'deki üçüncü sıraya yerleştirilmiştir. Şekil 4.3'de, çıkarma operatörü Şekil 4.2'deki ekleme örneğine uygulanmıştır. Makine 1 rassal olarak seçilmiş ve enb(w_i/e_i) oranına sahip iş 1 numaralı iş Makine 1'den çıkarılmıştır ve reddedilen işler kümesine gönderilmiştir.

Şekil 4.4'de, Şekil 4.3'de verilen çıkarma örneğine sipariş değiştirme operatörü uygulanmıştır. Makine 2 rassal olarak seçilmiş ve 3 ve 1 rassal sayıları belirlenmiştir. Buna bağlı olarak, 4 ve 6 numaralı işler yer değiştirmiştir. Şekil 4.5'de, Şekil 4.4'de verilen sipariş değiştirme örneğine makine değiştirme operatörü uygulanmıştır. Makine 1 rassal olarak seçilmiş, q_1 4 olarak ve q_2 3 olarak belirlenmiştir. Rassal bir şekilde k$_1$ 2, k_2 3 ve k_3 2 olarak seçilmiştir. Buna bağlı olarak, Makine 1'deki 10 ve 2 numaralı işler makine 2'deki 4 ve 0 ile yer değiştirmiştir. Ardından, makine 2'de 0 numaralı iş bir sıralama fonksiyonu ile sıranın en sonuna gönderilmiştir. Sonuç olarak, makine 1'deki iş sayısı 3 ve makine 2'deki iş sayısı 4 olarak değişmiştir.

4.6.4. DKATB algoritmasının parametre ve prosedürleri

DKATB algoritmasının parametreleri *p%, T_0, α,* ve Ω_{enb} şeklindedir. *p%* başlangıç çözümünde her iki makinede kabul edilen iş yüzdesini temsil etmektedir. T_0 başlangıç

sıcaklığıdır ve α $(0 \leq \alpha \leq 1)$ soğutma çizelgesini kontrol eden katsayıdır. Ω_{enb} algoritmada kullanılan hareket operatörlerinin sayısını göstermektedir. Hareket operatörleri verilen sırada ele alınmıştır: (1) çıkarma; (2) ekleme; (3) makine 1'de sipariş değiştirme; (4) makine 2'de sipariş değiştirme ve (5) makine değiştirme.

Adım 1: Hareket operatörü kümesi seç $N_\Omega = \{\Omega = 1,2,\ldots,\Omega_{enb}\}$

Adım 2: Sipariş sayısının enküçük işlem zamanına sahip olan işlerden seçilen belirli bir yüzdesi makinelere yüklenerek bir X_i başlangıç çözümü üret

Adım 3: Başlangıç çözümü X_i'nin amaç fonksiyonu değeri F_i'yi hesapla

Adım 4: Başlangıç sıcaklığı T_0'ı belirle ve $T = T_0$ olarak kaydet

Adım 5: Bir durma koşulu ve bir soğutma çizelgesi belirlenir

Step 6: Durma koşulu sağlanana kadar tekrar et

Adım 6.1: $\Omega = 1$ olarak ayarla ve aşağıdaki adımları $\Omega = \Omega_{enb}$ olana kadar tekrar et

Adım 6.1.1: Ω. komşu X_j'yi üret ve amaç fonksiyonu değeri F_j'yi hesapla

Step 6.1.2: Eğer $F_j \geq F_i$ ise komşu çözümü kabul et, $X_i = X_j$, $F_i = F_j$ olarak ayarla, $\Omega = 1$ olarak ayarla ve adım 6.1.1'e git

Step 6.1.3: Eğer $F_j < F_i$ ise $\Delta E = F_j - F_i$ farkını hesapla ve [0,1] aralığından rassal bir v değeri seç. Eğer $v < 1/(1+\exp(-\Delta E / T))$ ise komşu çözümü kabul et, $X_i = X_j$, $F_i = F_j$ ve $\Omega = \Omega + 1$ olarak ayarla, değilse X_i'yi mevcut çözüm olarak koru

Step 6.1.4: Eğer $\Omega \leq \Omega_{enb}$ ise adım 6.1.1'e git, değilse adım 6.2'ye git

Step 6.2: Eğer durma koşulu sağlanmadıysa T sıcaklığını soğutma çizelgesine göre düşür ve adım 6'ya git, değilse adım 7'ye git

Step 7: X_i'yi yaklaşık çözüm olarak raporla

Şekil 4.6. DKATB algoritmasının prosedürleri

DKATB algoritmasının adımları Şekil 4.6'da verilmiştir. İlk olarak, komşuluk yapıları $N_\Omega = \{\Omega = 1,2,\ldots,\Omega_{enb}\}$ ve aramada kullanılacak hareket operatörlerinin sırası belirlenir. Daha sonra, enküçük işlem zamanına sahip işlere öncelik verecek şekilde toplam iş sayısının belirli bir yüzdesi makinelere yüklenerek başlangıç çözümü üretilir. Ardından, başlangıç çözümü X_i'ye göre amaç fonksiyonu değeri F_i hesaplanır. Mevcut sıcaklık T, T_0 olarak ayarlanır ve α katsayısı kullanılarak bir soğutma çizelgesi oluşturulur. $\Omega = 1$ olarak ayarlanır, Ω. komşuluk ile X_j üretilir ve amaç fonksiyonu değeri F_j hesaplanır. Eğer $F_j > F_i$ ise komşu çözüm kabul edilir, $X_i = X_j$, $F_i = F_j$ ve $\Omega = 1$ olarak ayarlanır. Eğer $F_j < F_i$ ise $\Delta E = F_j - F_i$ farkı hesaplanır ve [0,1] aralığından v rassal değeri seçilir. Eğer $v < 1/(1+\exp(-\Delta E / T))$ ise komşu çözüm kabul edilir, $X_i = X_j$, $F_i = F_j$ ve $\Omega = \Omega + 1$ olarak ayarlanır, değilse X_i eldeki çözüm olarak tutulur. $\Omega > \Omega_{enb}$ olana kadar bu adımlara devam edilir. Ardından durma koşulu kontrol

edilir, eğer durma koşulu sağlanmadı ise T sıcaklığı αT_0 olarak düşürülür. Durma koşulu sağlandığında X_i yaklaşık çözüm olarak ve F_i yaklaşık değer olarak raporlanır.

4.6.5. Deneysel tasarım

Önerdiğimiz DKATB algoritması C++ dilinde kodlanmıştır ve bir önceki bölümde özellikleri verilen aynı bilgisayar üzerinde çalıştırılmıştır. Ortalama yaklaşık değer performans göstergesi olarak dikkate alınmıştır. En etkili parametre değerlerinin belirlenebilmesi için her problemin beş kere çözüldüğü bir pilot çalışma yapılmıştır.

p%, T_0 ve α parametreleri için üç farklı değer dikkate alınmıştır. Hareket operatörlerinin sayısı beş olarak belirlenmiştir. Hareket operatörlerinin sırası değiştirilmiştir ve üç farklı sıralama dikkate alınmıştır. Algoritmanın performansı farklı parametre değerlerine göre test edilmiştir. Sonuçlar Tablo 4.5'de verilmiştir. Deneysel tasarıma göre, en etkili sıralama (1) çıkarma, (2) ekleme, (3) makine 1'de sipariş değişimi, (4) makine 2'de sipariş değişimi, (5) makine değişimi olarak belirlenmiştir. Ayrıca, *p%*, T_0 ve α parametrelerinin en etkili değerleri sırasıyla %20; 100 ve 0,90 olarak bulunmuştur. Bu nedenle, bir sonraki kesimde verilen sayısal analizlerde bu sıralama ve parametre kombinasyonu kullanılmıştır.

Tablo 4.5. Deneysel tasarım

	n=100 için ortalama yaklaşık değerler	Etkililik
p%		Evet
15% 20% 25%	873,00 891,40 865,60	
T_0		Evet
10 50 100	874,00 871,60 889,60	
α		Evet
0,90 0,75 0,50	894,00 872,40 869,40	
Ω		Evet
1,2,3,4,5 2,1,5,3,4 3,4,1,2,5	896,40 854,80 886,80	

Not: %p: başlangıç çözümünde eşit olarak makinelere dağıtılan kabul edilen işlerin yüzdesi; T_0 başlangıç sıcaklığı; α ($0 \leq \alpha \leq 1$): soğutma çizelgesini kontrol eden katsayı; Ω: hareket operatörleri kümesi. Bu tabloda hareket operatörleri verilen sırada ele alınmıştır 1: çıkarma, 2: ekleme, 3: makine 1'de sipariş değişimi, 4: makine 2'de sipariş değişimi, 5: makine değişimi.

4.6.6. DKATB algoritmasına ilişkin sayısal analizler

GOPM modeli 50 işe kadar olan problemleri verilen sürede çözebildiğinden, sayısal analizler sadece en büyük problem grubu olan 100 işlik problemler için yapılmıştır. DKATB algoritmasının performansını ölçmek için aynı test problemleri kullanılmıştır.

Tablo 4.6. DKATB algoritmasının n=100 sonuçları

	DKATB algoritması			GOPM modeli		
Örnek	Enk.	Ortalama	Enb.	%Fark	DPG	İyice değer
τ1_R1_1	877	888,20	902	1,84	971	953
τ1_R1_2	958	996,80	1012	1,14	1041	1030
τ1_R1_3	862	876,00	920	0,53	945	940
τ1_R1_4	891	923,20	949	1,78	1010	992
τ1_R1_5	912	923,40	934	1,57	975	959
τ1_R1_6	866	875,20	893	2,02	937	918
τ1_R1_7	898	900,80	904	1,83	986	967
τ1_R1_8	864	892,50	925	1,03	941	931
τ1_R1_9	933	943,80	951	0,81	991	982
τ1_R1_10	855	873,00	889	1,09	924	914
Ort.				1,36		
τ1_R5_1	1008	1013,20	1018	5,45	1169	1046
τ1_R5_2	945	967,60	982	6,21	1126	1002
τ1_R5_3	953	957,40	961	10,22	1124	956
τ1_R5_4	945	954,80	961	5,79	1094	969
τ1_R5_5	945	954,00	967	7,28	1099	973
τ1_R5_6	966	988,60	999	6,80	1133	1003
τ1_R5_7	959	964,00	969	6,37	1108	976
τ1_R5_8	953	968,80	980	3,90	1102	977
τ1_R5_9	984	994,00	998	8,32	1131	997
τ1_R5_10	899	903,00	911	8,41	1060	922
Ort.				6,87		
τ5_R1_1	993	1035,40	1086	12,01	1281	975
τ5_R1_2	757	770,60	780	47,15	1078	615
τ5_R1_3	840	862,40	878	23,30	1038	729
τ5_R1_4	821	829,80	836	27,36	1109	764
τ5_R1_5	752	765,60	781	46,81	1092	638
τ5_R1_6	881	901,00	912	44,38	1148	703
τ5_R1_7	804	817,20	837	21,89	1080	755
τ5_R1_8	875	898,20	917	20,36	1165	838
τ5_R1_9	725	761,60	819	35,75	1068	665
τ5_R1_10	805	824,20	845	34,30	1174	756
Ort.				31,33		

Not: Enk.: DKATB algoritması tarafından elde edilen enküçük değer; Enb.: DKATB algoritması tarafından elde edilen enbüyük değer; Ortalama: DKATB algoritması tarafından elde edilen değerlerin ortalaması; Ort.: ortalama; %Fark: CPLEX tarafından raporlanan yüzde fark (gap) değeri; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; İyice değer: matematiksel model ile verilen 10800 saniye sürede elde edilen değer.

Çözmeye çalışılan problem kaynaklarda tartışmalı olarak eşsiz olduğundan, sonuçların karşılaştırılabileceği bir sezgisel algoritmaya rastlanmamıştır. Bu nedenle, DKATB algoritmasının sonuçları GOPM modelinin verilen sürede ulaşabildiği yaklaşık değerlerle karşılaştırılmıştır. Süre sınırı 10800 saniye olarak ayarlanmış ve GOPM modelinin yaklaşık değerleri elde edilmiştir. İyice değerlerin etkinliğini anlamak üzere yüzdesel fark (gap) ve DPG değerleri dikkate alınmıştır. Sezgisel algoritma her problem için beş kere çalıştırılmıştır ve her problemin enbüyük, enküçük ve ortalama değerleri kaydedilmiştir. Sonuçlar Tablo 4.6'da verilmiştir ve yaklaşık değerlerin yakınsama miktarları ve ortalama çözüm süreleri Tablo 4.7'de sunulmuştur.

Tablo 4.7. İyice değerlere yaklaşma miktarı

Örnek	% Ortalama	Ortalama çözüm süresi (s)
τ1_R1_1	6,80 (-)	278,66
τ1_R1_2	3,20 (-)	314,14
τ1_R1_3	6,70 (-)	265,52
τ1_R1_4	6,90 (-)	280,54
τ1_R1_5	3,70 (-)	321,24
τ1_R1_6	4,70 (-)	382,80
τ1_R1_7	6,80 (-)	267,00
τ1_R1_8	4,10 (-)	359,25
τ1_R1_9	3,90 (-)	387,02
τ1_R1_10	4,50 (-)	290,39
Ort.	5,10 (-)	314,65
τ1_R5_1	3,10 (-)	285,64
τ1_R5_2	3,40 (-)	310,32
τ1_R5_3	0,10 (+)	290,88
τ1_R5_4	1,50 (-)	345,76
τ1_R5_5	2,00 (-)	339,55
τ1_R5_6	1,40 (-)	379,52
τ1_R5_7	1,20 (-)	247,13
τ1_R5_8	0,80 (-)	255,10
τ1_R5_9	0,30 (-)	381,24
τ1_R5_10	2,10 (-)	326,37
Ort.	1,60 (-)	316,15
τ5_R1_1	6,20 (+)	316,36
τ5_R1_2	25,3 (+)	396,27
τ5_R1_3	18,3 (+)	417,15
τ5_R1_4	8,60 (+)	328,16
τ5_R1_5	20,0 (+)	402,45
τ5_R1_6	28,2 (+)	386,98
τ5_R1_7	8,20 (+)	428,74
τ5_R1_8	7,20 (+)	407,50
τ5_R1_9	14,5 (+)	412,81
τ5_R1_10	9,00 (+)	329,67
Ort.	14,6 (+)	382,60

Not: % Ortalama: sezgisel algoritma ile elde edilen ortalama değerin matematiksel model ile 10800 saniye sürede elde edilen yaklaşık değere ne kadar yakın olduğunu gösteren yüzdesel değer. (-): matematiksel modelden elde edilen yaklaşık değerin sezgisel algoritma ile elde edilen ortalama değerden daha büyük olduğunu ifade eder. (+): matematiksel modelden elde edilen yaklaşık değerin sezgisel algoritma ile elde edilen ortalama değerden daha küçük olduğunu ifade eder. Ortalama çözüm süresi: sezgisel algoritmanın beş kez çalıştırılmasıyla elde edilen saniye cinsinden ortalama çözüm süresini gösterir.

GOPM modeli ve DKATB algoritmasıyla üç farklı test grubu çözülmüştür. İlk grupta, GOPM modeli ortalama %1,36 olmak üzere oldukça küçük bir fark değeri listelemiştir. Bu durum, GOPM modeli ile elde edilen yaklaşık değerlerin eniyi değerlere çok yakın olduğunu göstermektedir. Ayrıca, DPG değerlerinin yaklaşık değerlere yakınlığı da bu durumu desteklemektedir. Bu nedenle, DKATB algoritması bu test grubunda matematiksel model ile elde edilen yaklaşık değerleri geçememiştir. Fakat DKATB algoritmasıyla elde edilen ortalama yaklaşık değerler matematiksel model ile elde edilen yaklaşık değerlere çok daha kısa bir sürede %5 oranında yaklaşmaktadır. Bu test grubu için, DKATB algoritmasının ortalama çözüm süresi 314,65 saniye olarak raporlanmıştır.

İkinci test grubunda, ortalama fark değeri %6,87 olarak bulunmuştur. Bu durum, GOPM modeli ile bulunan yaklaşık değerlerin eniyi değerlere çok yakın olmadığını göstermektedir. DPG değerleri de ilk gruba göre yüksektir. DKATB algoritması

matematiksel model ile elde edilen yaklaşık değerlere ortalama %1,6 olarak yaklaşmaktadır. DKATB algoritmasının ortalama çözüm süresi 316,15 saniye olarak raporlanmıştır.

Üçüncü test grubunda, ortalama fark değeri %31,33 olarak bulunmuştur. Bu durum, GOPM modeli ile bulunan yaklaşık değerlerin eniyi değerlerden oldukça uzak olduğunu göstermektedir. DPG değerleri de yaklaşık değerlerden oldukça uzaktadır. Bu nedenle, DKATB algoritmasının raporladığı yaklaşık değerler matematiksel modelden elde edilen yaklaşık değerleri kolaylıkla aşmaktadır. Her test probleminde, DKATB algoritmasının verdiği yaklaşık değerler matematiksel modelden elde edilen değerleri geçmiştir ve ortalama fark %14,6 olarak bulunmuştur. Bu test grubu için, DKATB algoritmasının ortalama çözüm süresi 382,60 saniye olarak raporlanmıştır.

Yukarıdaki bulgular GOPM modelinin verdiği yaklaşık değerlerin bazı durumlarda eniyi değerlere oldukça yakın olduğunu ispatlamaktadır. Fakat, matematiksel model her durumda etkili sonuçlar üretememektedir. Diğer yandan, DKATB algoritması matematiksel modelin yeterli olmadığı durumlarda daha iyi sonuçlar sağlayabilmektedir.

4.7. Ara Sonuçlar

Bu bölümde, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin çok makine durumu kaynaklarda genel hatlarıyla incelenmiş ve özdeş paralel makineler durumuna ilişkin kaynaklarda var olan çalışmalar irdelenmiştir. Sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin özdeş paralel makineler durumuna ilişkin matematiksel model içeren çalışmalar tespit edilmiş ve bu modellerden sadece birinin doğrusal yapıda olduğu sonucuna varılmıştır. Söz konusu modelin eksiklikleri belirtilmiş ve yeni bir model önerilmiştir.

Kaynaklarda var olan Wu vd. [146] modeli, hazırlık sürelerini dikkate almakta fakat en erken başlama zamanlarını göz ardı etmektedir. Bu nedenle, modellerin kıyaslanabilmesi için yeni model önce en erken başlama zamanlarını dikkate almayacak şekilde tasarlanmıştır. Daha sonra, modele en erken başlama zamanları da eklenmiş olup, model bu haliyle de analizlere tabi tutulmuştur. Test problemleri kaynaklarda yer alan tek makine problemlerinden uyarlanmıştır.

Wu vd. [146] modeli ile 15 işe kadar olan problemler çözülebilmiştir. Wu vd. [146] modeli 20 işlik problemleri verilen sürede çözemediği için problemlerin çözümüne yeni model ile devam edilmiştir. Yeni model, 25 düğüme kadar problemlerin tamamını ve 50 düğümlük problemlerin %63'ünü verilen sürede çözebilmiştir.

Önerdiğimiz sezgisel algoritma ile üç ayrı test grubu çözülmüştür. Fark değerlerinin sıfıra yakın seyrettiği ilk test grubunda, matematiksel model sezgisel algoritmadan daha

etkili yaklaşık değerler veriyor olmasına rağmen, sezgisel algoritma ile çok daha kısa sürede modelin verdiği yaklaşık değerlere ortalama %5 oranında yaklaşan sonuçlar elde edilmiştir. Fark değerlerinin daha büyük olduğu ikinci test grubunda sezgisel algoritma ile matematiksel modelin elde ettiği yaklaşık değerlerin birbirine çok yakın olduğu görülmüştür. Fark değerlerinin oldukça yüksek olduğu üçüncü test grubunda, sezgisel algoritma ile elde edilen yaklaşık değerlerin matematiksel modelin eriştiği yaklaşık değerlerden ortalama %14,6 daha iyi olduğu gözlenmiştir.

Bu bölüm tezin son bölümü olup izleyen kısımda genel sonuçların aktarıldığı "Sonuç" bölümü yer almaktadır.

5. SONUÇ

Bu tez çalışmasında, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin en erken başlama zamanlarını ve hazırlık sürelerini dikkate alan özel bir durumu ele alınmış olup problemin tek makine ve özdeş paralel makineler durumuna ilişkin kaynaklarda var olan matematiksel modeller irdelenmiş ve yeni matematiksel modeller önerilmiştir.

Tez çalışması kapsamında, çizelgeleme problemlerinde en erken başlama zamanları ve hazırlık süreleri arasında meydana gelebilir ilişkilere yönelik kaynaklarda var olan iki yaklaşımın yanı sıra yeni bir yaklaşım önerilmiştir. Var olan yaklaşımlardan ilkinde, hazırlık süresi en erken başlama zamanına tamamen bağlı olarak kabul edilmekte, en erken başlama zamanı gelmeden bir işin hazırlık işlemlerinin yapılmasına izin verilmemektedir. Diğer yaklaşımda tam tersi şekilde, hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı tamamen bağımsız olarak kabul edilmektedir. Böylece, hazırlık faaliyetlerinin tümü en erken zamanı gelmeden önce gerçekleştirilebilmektedir. Halbuki, gerçek hayata daha uygun olacak şekilde hazırlık süresi ile en erken başlama zamanı arasında oransal bir ilişki gerçekleşebilir. Diğer bir deyişle, hazırlık işlemlerinin bir kısmının en erken başlama zamanından önce yapılması mümkün değilken, bir kısmının bu zamandan önce gerçekleştirilmesi mümkün olabilir. Önerdiğimiz yaklaşımın gerçek hayat uygulamalarına daha uygun olduğu ve hazırlık sürelerinin azaltılmasında büyük etki sahibi olduğu bir örnek problem ile gösterilmiştir.

Sıra-bağımlı hazırlık süreleri ve en erken başlama zamanlarının dikkate alındığı tek makine sipariş kabul ve çizelgeleme problemi için önerdiğimiz model, işlerin tamamlanma zamanının hesaplanmasını sağlayan karar değişkenlerinin yapısı açısından Oğuz vd. [94] modelinden farklılaşmaktadır. Bu karar değişkenlerine bağlı olarak model ayrıt-tabanlı bir yapıdadır ve bu karar değişkenlerinin yer aldığı kısıtlar modelin ana çatısını oluşturmaktadır. Önerdiğimiz modelin $O(n^2)$ sayıda karar değişkeni ve $O(n^2)$ sayıda kısıtı bulunmaktadır.

Önerdiğimiz model ve Oğuz vd. [94] modeli, hazırlık süreleri ve en erken başlama zamanları arasında oluşabilir farklı ilişkiler dikkate alınarak dört farklı duruma uyarlanmıştır. Söz konusu durumlardan birisi en erken başlama zamanının olmadığı durumu yansıtmakta olup diğerleri kaynaklarda var olan iki yaklaşıma ve önerdiğimiz yaklaşıma karşılık gelmektedir. Her farklı durum için modellerin çözüm performansları araştırılmış, test problemleri çözülmüş ve sonuçlar karşılaştırılmıştır.

Oğuz vd. [94] modeliyle 10 işlik problemler çözülebilmiş, daha büyük boyutlu problemlerin verilen sürede eniyi çözümüne erişilememiştir. Önerdiğimiz model ile 50 işlik problemlere kadar hepsinin eniyi çözümü verilen sürede bulunabilmiştir. Çözüm süresi

bakımından yeni modelin Oğuz vd. [94] modeline göre çok daha üstün olduğu gözlenmiştir. En erken başlama zamanının olmadığı ve en erken başlama zamanı ile hazırlık süresinin tamamen bağımsız olduğu durumlarda yeni model ile 100 işlik problemlerin yaklaşık %40'lık bir kısmı verilen sürede çözülebilmiştir. Diğer durumlar için 100 işlik problem grubunda verilen sürede eniyi çözümler bulunamamıştır. Doğrusal programlama gevşetme değerleri ile eniyi değerler arasındaki farkı gösteren oransal sapmaların her durum için %3-%5 seviyesinde olduğu görülmüştür. Ulaşılan eniyi değerler, doğrusal programlama gevşetme değerlerine oldukça yakındır.

Ayrıca, 50 işlik problemler için daha kapsamlı bir analiz gerçekleştirilmiştir. 50 işlik 200 adet problem önerdiğimiz tek makine modeli ile çözülmeye çalışılmış, eniyi değerler veya verilen süre sınırında eniyi değerlere erişilemediyse ulaşılan yaklaşık değerler Cesaret vd. [14] çalışmasında tabu arama algoritması ile elde edilen yaklaşık değerlerle karşılaştırılmıştır. Sonuçta, problemlerin %80'inde önerdiğimiz model ile elde edilen yaklaşık değerlerin sezgisel algoritma ile elde edilen yaklaşık değerlere eşit veya daha iyi olduğu görülmüştür.

Yaptığımız kaynak taramasına göre, özdeş paralel makineler için ele alınan problem kaynaklarda daha önce çalışılmamıştır. Sıra-bağımlı hazırlık sürelerinin ve en erken başlama zamanlarının dikkate alındığı özdeş paralel makinelerde sipariş kabul ve çizelgeleme problemi için bir matematiksel model ve bir sezgisel algoritma önerilmiştir.

Kaynaklarda aynı problemi ele alan bir matematiksel modele rastlanmadığından, önerdiğimiz modelin performansının karşılaştırılabilmesi için model en erken başlama zamanının ve son teslim tarihinin olmadığı duruma indirgenmiştir. İndirgenen model kaynaklarda var olan güncel bir model ile karşılaştırılmıştır. Wu vd. [146] modeli ile 15 işlik problemlerin eniyi çözümü bulunabilmiş, daha büyük boyutlu problemler için verilen sürede eniyi çözümlere erişilememiştir. Önerdiğimiz model ile 50 işlik problemlere kadar verilen sürede eniyi çözümler bulunabilmiştir.

Sıra-bağımlı hazırlık sürelerinin ve en erken başlama zamanlarının dikkate alındığı özdeş paralel makinelerde sipariş kabul ve çizelgeleme problemi kaynaklarda daha önce çalışılmamış olduğundan, önerdiğimiz model ile eniyi çözümlerine erişilemeyen 100 işlik problemlerin çözümü için değişken komşu arama tabanlı bir tavlama benzetimi algoritması geliştirilmiştir. Önerdiğimiz sezgisel algoritma ile büyük boyutlu problemlerin etkili sonuçlarına oldukça kısa sürelerde ulaşılmıştır. Önerdiğimiz model verilen sürede her ne kadar eniyi çözümleri bulamamış olsa da daha kolay yapıda olan problemler için modelden elde edilen yaklaşık eğerlerin eniyi değerlere oldukça yakın olduğu sezgisel algoritma

yardımıyla gösterilmiştir. Problem yapısı zorlaştıkça matematiksel model yetersiz kalmış, fakat sezgisel algoritma ile oldukça etkili yaklaşık değerler elde edilebilmiştir.

Tek makine ya da özdeş paralel makineler durumlarına ilişkin önerdiğimiz yeni modeller sipariş büyüklüğü 100 olan büyük boyutlu problemlerin büyük bir bölümünü verilen süre içerisinde çözememiştir. Bu durumda problemlerin eniyi değerlerine ulaşılamamıştır. Tek makine durumuna ilişkin bir sezgisel algoritma tasarlanmamış olup, özdeş paralel makineler durumu için önerdiğimiz sezgisel algoritma ile büyük boyutlu problemlerin yaklaşık değerleri elde edilebilmiştir. Daha uzun süre verildiği takdirde söz konusu büyük boyutlu problemlerin eniyi çözümleri önerdiğimiz matematiksel modeller ile bulunabilir.

Gelecek çalışmalar açısından, sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin tek makine durumuna ilişkin büyük boyutlu problemleri kabul edilebilir bir sürede çözebilen yeni sezgisel algoritmalar geliştirilebilir. Sipariş kabul ve çizelgeleme probleminin çok makine durumlarından özdeş paralel makinelerin yanı sıra, akış tipi ya da atölye tipi çizelgeleme üzerinde yeni çalışmalar tasarlanabilir. Kaynaklarda çok amaçlı çözüm yaklaşımlarının dikkate alındığı çalışmalar oldukça sınırlı olduğundan, sipariş kabul ve çizelgeleme problemi tek makine ya da çok makine için çok amaçlı yaklaşımlar ele alınabilir.

KAYNAKLAR

[1] F. Akhoondi and M. M. Lotfi, "A heuristic algorithm for master production scheduling problem with controllable processing times and scenario-based demands", *International Journal of Production Research*, vol. 54 no. 12, pp. 3659-3676, 2016.

[2] C. Akkan, "Finite-capacity scheduling-based planning for revenue-based capacity management", *European Journal of Operational Research*, vol. 100 no. 1, pp. 170-179, 1997.

[3] M. S. Aktürk and T. İlhan, "Single CNC machine scheduling with controllable processing times to minimize total weighted tardiness", *Computers & Operations Research*, vol. 38 no. 4, pp. 771-781, 2011.

[4] R. Al-Aomar, "A GA-based parameter design for single machine turning process with high-volume production", *Computers & Industrial Engineering*, vol. 50 no. 3, pp. 317-337, 2006.

[5] A. Allahverdi, "The third comprehensive survey on scheduling problems with setup times/costs", *European Journal of Operational Research*, vol. 246 no. 2, pp. 345-378, 2015.

[6] A. Allahverdi and H. M. Soroush, "The significance of reducing setup times/setup costs", *European Journal of Operational Research*, vol. 187 no. 3, pp. 978-984, 2008.

[7] A. Allahverdi, C. T. Ng, T. E. Cheng and M. Y. Kovalyov, "A survey of scheduling problems with setup times or costs", *European Journal of Operational Research*, vol. 187 no. 3, pp. 985-1032, 2008.

[8] A. Allahverdi, J. N. Gupta and T. Aldowaisan, "A review of scheduling research involving setup considerations", *Omega*, vol. 27 no. 2, pp. 219-239, 1999.

[9] M. O. Atan and S. M. Aktürk, "Single CNC machine scheduling with controllable processing times and multiple due dates", *International Journal of Production Research*, vol. 46 no. 21, pp. 6087-6111, 2008.

[10] N. Balakrishnan, J. J. Kanet and V. Siridharan, "Early/tardy scheduling with sequence dependent setups on uniform parallel machines", *Computers and Operational Research*, vol. 26 no. 2, pp. 127-141, 1999.

[11] J. Blazewicz, M. Dror and J. Weglarz, "Mathematical programming formulations for machine scheduling: A survey", *European Journal of Operational Research*, vol. 51 no. 3, pp. 283-300, 1991.

[12] Z. Cao and Y. Zhang, "Scheduling with rejection and non-identical job arrivals", *Journal of Systems Science and Complexity*, vol. 20 no. 4, pp. 529-535, 2007.

[13] Z. Cao, Z. Wang, Y. Zhang and S. Liu, "On several scheduling problems with rejection or discretely compressible processing times", *In International Conference on Theory and Applications of Models of Computation, Springer*, Berlin, Heidelberg, 2006, pp. 90-98.

[14] B. Cesaret, C. Oğuz and F. S. Salman, "A tabu search algorithm for order acceptance and scheduling", *Computers & Operations Research*, vol. 39 no. 6, pp. 1197-1205, 2012.

[15] K. Charnsirisakskul, P. M. Griffin and P. Keskinocak, "Order selection and scheduling with leadtime flexibility", *IIE Transactions*, vol. 36 no. 7, pp. 697-707, 2004.

[16] K. Charnsirisakskul, P. M. Griffin and P. Keskinocak, "Pricing and scheduling decisions with leadtime flexibility", *European Journal of Operational Research*, vol. 171 no. 1, pp. 153-169, 2006.

[17] S. N. Chaurasia and A. Singh, "Hybrid evolutionary approaches for the single machine order acceptance and scheduling problem", *Applied Soft Computing*, vol. 52, pp. 725-747, 2017.

[18] C. Chen, Z. Yang, Y. Tan and R. He, "Diversity controlling genetic algorithm for order acceptance and scheduling problem", *Mathematical Problems in Engineering*, vol. 2014, pp. 1-11, 2014.

[19] C. S. Chen, S. Mestry, P. Damodaran and C. Wang, "The capacity planning problem in make-to-order enterprises", *Mathematical and Computer Modelling*, vol. 50 no. 9-10, pp. 1461-1473, 2009.

[20] Z. L. Chen, Q. Lu and G. Tang, “Single machine scheduling with discretely controllable processing times”, *Operations Research Letters*, vol. 21 no. 2, pp. 69-76, 1997.

[21] T. E. Cheng, C. T. Ng and J. J. Yuan, “Multi-agent scheduling on a single machine to minimize total weighted number of tardy jobs”, *Theoretical Computer Science*, vol. 362 no. 1-3, pp. 273-281, 2006.

[22] T. E. Cheng and Q. Ding, “The complexity of scheduling starting time dependent tasks with release times”, *Information Processing Letters*, vol. 65 no. 2, pp. 75-79, 1998.

[23] T. E. Cheng, A. Janiak and M. Y. Kovalyov, “Bicriterion single machine scheduling with resource dependent processing times”, *SIAM Journal on Optimization*, vol. 8 no. 2, pp. 617-630, 1998.

[24] T. E. Cheng, A. Janiak and M. Y. Kovalyov, “Single machine batch scheduling with deadlines and resource dependent processing times”, *Operations Research Letters*, vol. 17 no. 5, pp. 243-249, 1995.

[25] T. E. Cheng, Q. Ding and B. M. Lin, “A concise survey of scheduling with time-dependent processing times”, *European Journal of Operational Research*, vol. 152 no. 1, pp. 1-13, 2004.

[26] Y. Cheng and S. Sun, “Scheduling linear deteriorating jobs with rejection on a single machine”, *European Journal of Operational Research*, vol. 194 no. 1, pp. 18-27, 2009.

[27] R. Cordone and P. Hosteins, “A bi-objective model for the single-machine scheduling problem with rejection cost and total tardiness minimization”, *Computers & Operations Research*, vol. 102, pp. 130-140, 2019.

[28] F. Della Croce, “MP or not MP: that is the question”, *Journal of Scheduling*, vol. 19 no. 1, pp. 33-42, 2016.

[29] T. Derya, I. Kara, P. S. Bıçakcı and B. Keçeci, “New formulations for the team orienteering problem”, *Global Journal of Business, Economics and Management*, vol. 6 no. 2, pp. 70-77, 2016.

[30] M. J. R. Ebben, E. W. Hans and F. O. Weghuis, “Workload based order acceptance in job shop environments”, *OR Spectrum*, vol. 27 no. 1, pp. 107-122, 2005.

[31] S. Emami, G. Moslehi and M. Sabbagh, "A Benders decomposition approach for order acceptance and scheduling problem: a robust optimization approach", *Computational and Applied Mathematics*, vol. 36 no. 4, pp. 1471-1515, 2017.

[32] S. Emami, M. Sabbagh and G. Moslehi, "A Lagrangian relaxation algorithm for order acceptance and scheduling problem: a globalised robust optimisation approach", *International Journal of Computer Integrated Manufacturing*, vol. 29 no. 5, pp. 535-560, 2016.

[33] Q. Feng, B. Fan, S. Li and W. Shang, "Two-agent scheduling with rejection on a single machine", *Applied Mathematical Modelling*, vol. 39 no. 3-4, pp. 1183-1193, 2015.

[34] C. Garcia, "Resource-constrained scheduling with hard due windows and rejection penalties", *Engineering Optimization*, vol. 48 no. 9, pp. 1515-1528, 2016.

[35] J. B. Ghosh, "Job selection in heavily loaded shop", *Computers and Operations Research*, vol. 24 no. 2, pp. 141-145, 1997.

[36] R. L. Graham, E. L. Lawler, J. K. Lenstra and A. R. Kan, "Optimization and approximation in deterministic sequencing and scheduling: a survey", *In Annals of discrete mathematics*, vol. 5, pp. 287-326, Elsevier, 1979.

[37] C. He, J. Y. T. Leung, K. Lee and M. L. Pinedo, "Improved algorithms for single machine scheduling with release dates and rejections", *4OR*, vol. 14 no. 1, pp. 41-55, 2016.

[38] Y. He, W. Zhong and H. Gu, "Improved algorithms for two single machine scheduling problems", *Theoretical Computer Science*, vol. 363 no. 3, pp. 257-265, 2006.

[39] D. Hermelin, M. Pinedo, D. Shabtay and N. Talmon, "On the parameterized tractability of single machine scheduling with rejection", *European Journal of Operational Research*, vol. 273 no. 1, pp. 67-73, 2019.

[40] H. Hoogeveen and G. J. Woeginger, "Some comments on sequencing with controllable processing times", *Computing*, vol. 68 no. 2, pp. 181-192, 2002.

[41] P. Hosteins, R. Cordone and G. Righini, "The prize-collecting scheduling problem with deadlines", *Electronic Notes in Discrete Mathematics*, vol. 55, pp. 57-60, 2016.

[42] M. Iranpoor, S. F. Ghomi and M. Zandieh, "Order acceptance and due-date quotation in low machine rates", *Applied Mathematical Modelling*, vol. 38 no. 7-8, pp. 2063-2072, 2014.

[43] V. C. Ivanescu, J. C. Fransoo and J. W. M. Bertrand, "A hybrid policy for order acceptance in batch process industries", *OR Spectrum*, vol. 28 no. 2, pp. 199-222, 2006.

[44] V. C. Ivanescu, "Order acceptance under uncertainty in batch process industries. *Technische Universiteit Eindhoven*, Eindhoven, 2004.

[45] V. C. Ivanescu, J. C. Fransoo and J. W. M. Bertrand, "Makespan estimation and order acceptance in batch process industries when processing times are uncertain", *Or Spectrum*, vol. 24 no. 4, pp. 467-495, 2002.

[46] A. Janiak, M. Y. Kovalyov, W. Kubiak and F. Werner, "Positive half-products and scheduling with controllable processing times", *European Journal of Operational Research*, vol. 165 no. 2, pp. 416-422, 2005.

[47] A. Janiak, M. Y. Kovalyov and M. C. Portmann, "Single machine group scheduling with resource dependent setup and processing times", *European Journal of Operational Research*, vol. 162 no. 1, pp. 112-121, 2005.

[48] A. Janiak and M. Lichtenstein, "Some single machine scheduling problems with resource dependent set-up and processing times", *In Operations Research Proceedings, Springer*, Berlin, Heidelberg, pp. 60-64, 2001.

[49] A. Janiak, "Single machine scheduling problem with a common deadline and resource dependent release dates", *European Journal of Operational Research*, vol. 53 no. 3, pp. 317-325, 1991.

[50] A. Janiak, "One-machine scheduling with allocation of continuously-divisible resource and with no precedence constraints", *Kybernetika*, vol. 23 no. 4, pp. 289-293, 1987.

[51] A. Janiak, "Time-optimal control in a single machine problem with resource constraints", *Automatica*, vol. 22 no. 6, pp. 745-747, 1986.

[52] A. Janiak and M. Y. Kovalyov, "Single machine scheduling subject to deadlines and resource dependent processing times", *European Journal of Operational Research*, vol. 94 no. 2, pp. 284-291, 1996.

[53] A. Janiak and M. Y. Kovalyov, "Single machine scheduling with deadlines and resource dependent processing times", *Institute of Engineering Cybernetics, Technical University of Wroclaw,* Wroclaw, Poland, 1993.

[54] L. Jin, X. Yu and Z. Dong, "Single-machine scheduling with piece-rate maintenance, ınterval constrained processing times and rejection penalties", *In 2018 3rd Joint International Information Technology, Mechanical and Electronic Engineering Conference,* Atlantis Press, 2018.

[55] M. Kaspi and D. Shabtay, "A bicriterion approach to time/cost trade-offs in scheduling with convex resource-dependent job processing times and release dates", *Computers & Operations Research,* vol. 33 no. 10, pp. 3015-3033, 2006.

[56] V. Kayvanfar, I. Mahdavi and G. M. Komaki, "Single machine scheduling with controllable processing times to minimize total tardiness and earliness", *Computers & Industrial Engineering*, vol. 65 no. 1, pp. 166-175, 2013.

[57] V. Kayvanfar, I. Mahdavi and G. M. Komaki, "A drastic hybrid heuristic algorithm to approach to JIT policy considering controllable processing times", *The International Journal of Advanced Manufacturing Technology,* vol. 69 no. 1-4, pp. 257-267, 2013.

[58] H. Kellerer and V. Strusevich, "Fast approximation schemes for Boolean programming and scheduling problems related to positive convex half-product", *European Journal of Operational Research*, vol. 228 no. 1, pp. 24-32, 2013.

[59] P. Keskinocak, R. Ravi and S. Tayur, "Scheduling and reliable lead-time quotation for orders with availability intervals and lead-time sensitive revenues", *Management Science*, vol. 47 no. 2, pp. 264-279, 2001.

[60] P. Keskinocak, R. Ravi and S. Tayur, "Algorithms for reliable lead time quotation", *GSIA Working Paper,* Carnegie Mellon University, Pittsburgh, 1997.

[61] S. Khuller and J. Mestre, "An optimal incremental algorithm for minimizing lateness with rejection", *In European Symposium on Algorithms, Springer*, Berlin, Heidelberg, pp. 601-610, 2008.

[62] C. Koulamas, “A note on single-machine scheduling with job-dependent learning effects”, *European Journal of Operational Research*, vol. 207 no. 2, pp. 1142-1143, 2010.

[63] C. Koulamas and S. S. Panwalkar, “On the equivalence of single machine earliness/tardiness problems with job rejection”, *Computers & Industrial Engineering*, vol. 87, pp. 1-3, 2015.

[64] C. Koulamas, S. Gupta and G. J. Kyparisis, “A unified analysis for the single-machine scheduling problem with controllable and non-controllable variable job processing times”, *European Journal of Operational Research*, vol. 205 no. 2, pp. 479-482, 2010.

[65] L. J. Krajewski, L. P. Ritzman and M. K. Malhotra, “Operations management: processes and supply chains”, *Upper Saddle River*, *Pearson*, New Jersey, 2010.

[66] C. Y. Lee and L. Lei, “Multiple-project scheduling with controllable project duration and hard resource constraint: some solvable cases”, *Annals of Operations Research,* vol. 102 no. 1-4, pp. 287-307, 2001.

[67] I. S. Lee and C. S. Sung, “Single machine scheduling with outsourcing allowed”, *International Journal of Production Economics,* vol. 111 no. 2, pp. 623-634, 2008.

[68] D. Lei and X. Guo, “A parallel neighborhood search for order acceptance and scheduling in flow shop environment”, *International Journal of Production Economics,* vol. 165, pp. 12-18, 2015.

[69] H. F. Lewis and S. A. Slotnick, “Multi-period job selection: planning work loads to maximize profit”, *Computers & Operations Research*, vol. 29 no. 8, pp. 1081-1098, 2002.

[70] W. Li and Q. Cui, “Vector scheduling with rejection on a single machine”, *4OR*, vol. 16 no. 1, pp. 95-104, 2018.

[71] L. Li and J. J. Wang, “Scheduling jobs with deterioration effect and controllable processing time”, *Neural Computing and Applications*, vol. 29 no. 11, pp. 1163-1170, 2018.

[72] S. S. Li and R. X. Chen, "Single-machine parallel-batching scheduling with family jobs to minimize weighted number of tardy jobs", *Computers & Industrial Engineering*, vol. 73, pp. 5-10, 2014.

[73] X. Li and H. Feng, "Minimize the sum of total completion time and total rejection penalties on a single parallel batching machine", *In Information Engineering International Conference on IEEE*, vol. 2, pp. 200-202, 2010.

[74] W. X. Li and C. L. Zhao, "Deteriorating jobs scheduling on a single machine with release dates, rejection and a fixed non-availability interval", *Journal of Applied Mathematics and Computing*, vol. 48 no. 1-2, pp. 585-605, 2015.

[75] X. J. Li, J. J. Wang and X. R. Wang, "Single-machine scheduling with learning effect, deteriorating jobs and convex resource dependent processing times", *Asia-Pacific Journal of Operational Research*, vol. 32 no. 5, 1550033, 2015.

[76] Y. C. Liang, A. H. L. Chen and Y. H. Nien, "Artificial Bee Colony for workflow scheduling", *In 2014 IEEE Congress on Evolutionary Computation, IEEE*, pp. 558-564, 2014.

[77] S. W. Lin and K. C. Ying, "Order acceptance and scheduling to maximize total net revenue in permutation flowshops with weighted tardiness", *Applied Soft Computing*, vol. 30, pp. 462-474, 2015.

[78] S. W. Lin and K. C. Ying, "Increasing the total net revenue for single machine order acceptance and scheduling problems using an artificial bee colony algorithm", *Journal of the Operational Research Society*, vol. 64 no. 2, pp. 293-311, 2013.

[79] L. Lu and L. Zhang, "Single-machine scheduling with production and rejection costs to minimize the maximum earliness", *Journal of Combinatorial Optimization*, vol 34 no. 2, pp. 331-342, 2017.

[80] L. Lu, T. E. Cheng, J. Yuan and L. Zhang, "Bounded single-machine parallel-batch scheduling with release dates and rejection", *Computers & Operations Research*, vol. 36 no. 10, pp. 2748-2751, 2009.

[81] L. Lu, L. Zhang and J. Yuan, "The unbounded parallel batch machine scheduling with release dates and rejection to minimize makespan", *Theoretical Computer Science*, vol. 396 no. 1-3, pp. 283-289, 2008.

[82] A. Moghaddam, J. Teghem, D. Tuyttens, F. Yalaoui and L. Amodeo, "Toward an efficient resolution for a single-machine bi-objective scheduling problem with rejection", *Foundations of Computing and Decision Sciences*, vol. 44 no. 2, pp. 179-211, 2019.

[83] A. Moghaddam, F. Yalaoui and L. Amodeo, "Efficient meta-heuristics based on various dominance criteria for a single-machine bi-criteria scheduling problem with rejection", *Journal of Manufacturing Systems*, vol. 34, pp. 12-22, 2015.

[84] A. Moghaddam, L. Amodeo and F. Yalaoui, "Simulated annealing for a bi-objective scheduling problem with rejection: comparative study", *META*, France, 2010.

[85] A. Nandi and P. Rogers, "Using simulation to make order acceptance/rejection decisions", *Simulation*, vol. 80 no. 3, pp. 131-142, 2004.

[86] W. C. Ng, "Crane scheduling in container yards with inter-crane interference", *European Journal of Operational Research*, vol. 164, pp. 64–78, 2005.

[87] W. C. Ng and K. L. Mak, "Quay crane scheduling in container terminals", *Engineering Optimization*, vol. 38 no. 6, pp. 723-737, 2006.

[88] C. T. Ng, T. E. Cheng and J. J. Yuan, "A note on the complexity of the problem of two-agent scheduling on a single machine", *Journal of Combinatorial Optimization*, vol. 12 no. 4, pp. 387-394, 2006.

[89] C. D. Ng, T. E. Cheng, M. Y. Kovalyov and S. S. Lam, "Single machine scheduling with a variable common due date and resource-dependent processing times", *Computers & Operations Research*, vol. 30 no. 8, pp. 1173-1185, 2003.

[90] S. Nguyen, "A learning and optimizing system for order acceptance and scheduling", *The International Journal of Advanced Manufacturing Technology*, vol. 86 no. 5-8, pp. 2021-2036, 2016.

[91] S. Nguyen, M. Zhang, M. Johnston and K. C. Tan, "Learning reusable initial solutions for multi-objective order acceptance and scheduling problems with genetic programming", *European Conference on Genetic Programming, Springer*, Berlin, Heidelberg, pp. 157-168, 2013.

[92] F. T. Nobibon and R. Leus, "Exact algorithms for a generalization of the order acceptance and scheduling problem in a single-machine environment", *Computers & Operations Research*, vol. 38 no. 1, pp. 367-378, 2011.

[93] T. H. Nogueira, C. R. V. De Carvalho, M. G. Ravetti and M. C. De Souza, M., "Analysis of mixed integer programming formulations for single machine scheduling problems with sequence dependent setup times and release dates" *Pesquisa Operacional*, vol. 39 no. 1, pp. 109-154, 2019.

[94] C. Oğuz, F. S. Salman and Z. Bilgintürk Yalçın, "Order acceptance and scheduling decisions in make-to-order systems", *International Journal of Production Economics*, vol. 125 no. 1, pp. 200-211, 2010.

[95] K. Ono and C. Jones, "An heuristic approach to acceptance rules in integrated scheduling systems", *Journal of Operations Research Society of Japan*, vol. 16 no. 1, pp. 36-58, 1973.

[96] J. Ou, X. Zhong and C. L. Li, "Faster algorithms for single machine scheduling with release dates and rejection", *Information Processing Letters*, vol. 116 no. 8, pp. 503-507, 2016.

[97] T. Öncan, I. K. Altınel and G. Laporte, "A comparative analysis of several asymmetric traveling salesman problem formulations", *Computers & Operations Research*, vol. 36 no. 3, pp. 637-654, 2009.

[98] D. Oron, "Scheduling controllable processing time jobs with position-dependent workloads", *International Journal of Production Economics*, vol. 173, pp. 153-160, 2016.

[99] D. Oron, "Scheduling a batching machine with convex resource consumption functions", *Information Processing Letters*, vol. 111 no. 19, pp. 962-967, 2011.

[100] J. Ou, X. Zhong and G. Wang, "An improved heuristic for parallel machine scheduling with rejection", *European Journal of Operational Research*, vol. 241 no. 3, pp. 653-661, 2015.

[101] V. P. Palakiti, U. Mohan and V. K. Ganesan, "Order acceptance and scheduling in a parallel machine environment with weighted completion time", *European Journal of Industrial Engineering*, vol. 12 no. 4, pp. 535-557, 2018.

[102] G. Palubeckis, "A variable neighborhood search and simulated annealing hybrid for the profile minimization problem", *Computers & Operations Research*, vol. 87, pp. 83-97, 2017.

[103] M. L. Pinedo, *Scheduling: Theory, Algorithms and Systems*, New York: Prentice Hall, 2002.

[104] B. Pourbabai, "Optimal selection of orders in a just-in-time manufacturing environment: a loading model for a computer integrated manufacturing system", *International Journal of Computer Integrated Manufacturing*, vol. 5 no. 1, pp. 38-44 1992.

[105] B. Pourbabai, "A short term production planning and scheduling model", *Engineering Costs and Production Economics*, vol. 18 no. 2, pp. 159-167, 1989.

[106] W. H. Raaymakers, J. W. M. Bertrand and J. C. Fransoo, "Using aggregate estimation models for order acceptance in a decentralized production control structure for batch chemical manufacturing", *IIE Transactions*, vol. 32 no. 10, pp. 989-998, 2000.

[107] W. H. Raaymakers, J. W. M. Bertrand and J. C. Fransoo, "The performance of workload rules for order acceptance in batch chemical manufacturing" *Journal of Intelligent Manufacturing*, vol. 11 no. 2, pp. 217-228, 2000.

[108] H. F. Rahman, R. Sarker and D. Essam, "A genetic algorithm for permutation flowshop scheduling under practical make-to-order production system", *AI EDAM*, vol. 31 no. 1, pp. 87-103, 2017.

[109] H. F. Rahman, R. Sarker and D. Essam, "A real-time order acceptance and scheduling approach for permutation flow shop problems", *European Journal of Operational Research*, vol. 247 no. 2, pp. 488-503, 2015.

[110] P. Rogers and A. Nandi, "Judicious order acceptance and order release in make-to-order manufacturing systems", *Production Planning and Control*, vol. 18 no. 7, pp. 610-625, 2007.

[111] W. O. Rom and S. A. Slotnick, "Order acceptance using genetic algorithms", *Computers & Operations Research*, vol. 36 no. 6, pp. 1758-1767, 2009.

[112] R. Roundy, D. Chen, P. Chen, M. Çakanyıldırım, M. B. Freimer and V. Melkonian, "Capacity-driven acceptance of customer orders for a multi-stage batch manufacturing system: models and algorithms" *IIE Transactions*, vol. 37 no. 12, pp. 1093-1105, 2005.

[113] J. M. Schutten, S. L. Van De Velde and W. H. Zijm, “Single-machine scheduling with release dates, due dates and family setup times”, *Management Science*, vol. 42 no. 8, pp. 1165-1174, 1996.

[114] D. Shabtay, “The single machine serial batch scheduling problem with rejection to minimize total completion time and total rejection cost”, *European Journal of Operational Research,* vol. 233 no. 1, pp. 64-74, 2014.

[115] D. Shabtay, “Single and two-resource allocation algorithms for minimizingthe maximal lateness in a single machine-scheduling problem”, *Computers and Operations Research*, vol. 31 no. 8, pp. 1303–1315, 2004.

[116] D. Shabtay, N. Gaspar and M. Kaspi, “A survey on offline scheduling with rejection”, *Journal of Scheduling,* vol. 16 no. 1, pp. 3-28, 2013.

[117] D. Shabtay, N. Gaspar and L. Yedidsion, “A bicriteria approach to scheduling a single machine with job rejection and positional penalties”, *Journal of Combinatorial Optimization,* vol. 23 no. 4, pp. 395-424, 2012.

[118] D. Shabtay and G. Steiner, “A survey of scheduling with controllable processing times”, *Discrete Applied Mathematics*, vol. 155 no. 13, pp. 1643-1666, 2007.

[119] D. Shabtay and G. Steiner, “The earliness-tardiness scheduling problem with due date assignment and resource-dependent processing times”, *In Proceedings of the MISTA 2005 Conference*, New York, vol. 149, 2005.

[120] D. Shabtay and M. Kaspi, “Minimizing the total weighted flow time in a singlemachine with controllable processing times”, *Computers and Operations Research,* vol. 31 no. 13, pp. 2279–2289, 2004.

[121] D. Shabtay and M. Zofi, “Single machine scheduling with controllable processing times and an unavailability period to minimize the makespan”, *International Journal of Production Economics,* vol. 198, pp. 191-200, 2018.

[122] N. V. Shakhlevich and V. A. Strusevich, “Single machine scheduling with controllable release and processing parameters”, *Discrete Applied Mathematics,* vol. 154 no. 15, pp. 2178-2199, 2006.

[123] J. H. Shin, J. M. Yu, H. H. Doh, H. W. Kim and D. H. Lee, “Batching and scheduling for a single-machine flexible machining cell with multi-fixturing pallets and

controllable processing times" *International Journal of Production Research*, vol. 58 no. 3, pp. 863-877, 2020.

[124] J. H. Shin, J. M. Yu, H. H. Doh, H. W. Kim and D. H. Lee, "Bi-criterion scheduling for a flexible machining cell with multi-fixturing pallets and controllable processing times", vol. 44 no. 1, pp. 38-46, 2018.

[125] Y. L. T. Silva, A. Subramanian and A. A. Pessoa, "Exact and heuristic algorithms for order acceptance and scheduling with sequence-dependent setup times", *Computers & Operations Research*, vol. 90, pp. 142-160, 2018.

[126] S. A. Slotnick, "Order acceptance and scheduling: A taxonomy and review", *European Journal of Operational Research*, vol. 212 no. 1, pp. 1-11, 2011.

[127] S. A. Slotnick and T. E. Morton, "Order acceptance with weighted tardiness", *Computers & Operations Research*, vol. 34 no. 10, pp. 3029-3042, 2007.

[128] S. A. Slotnick and T. E. Morton, "Selecting jobs for a heavily loaded shop with lateness penalties", *Computers & Operations Research*, vol. 23 no. 2, pp. 131-140, 1996.

[129] J. S. Smith, "Survey on the use of simulation for manufacturing system design and operation", *Journal of Manufacturing Systems*, vol. 22 no. 2, pp. 157-171, 2003.

[130] M. Snoek, "Neuro-genetic order acceptance in a job shop setting", *In Proceedings of the 7th International Conference on Neural Information Processing*, Netherlands, pp. 815-819, 2000.

[131] G. Steiner and R. Zhang, "Revised delivery-time quotation in scheduling with tardiness penalties", *Operations Research*, vol. 59 no. 6, pp. 1504-1511, 2011.

[132] H. I. Stern and Z. Avivi, "The selection and scheduling of textile orders", *European Journal of Operational Research*, vol. 44 no. 1, pp. 11-16, 1990.

[133] S. Thevenin, N. Zufferey and M. Widmer, "Order acceptance and scheduling with earliness and tardiness penalties", *Journal of Heuristics*, vol. 22 no. 6, pp. 849-890, 2016.

[134] S. Thevenin, N. Zufferey and M. Widmer, "Metaheuristics for a scheduling problem with rejection and tardiness penalties", *Journal of Scheduling*, vol. 18 no. 1, pp. 89-105, 2015.

[135] F. Trigos and E. M. López, "Maximising profit for multiple-product, single-period, single-machine manufacturing under sequential set-up constraints that depend on lot size", *International Journal of Production Research*, vol. 54 no. 4, pp. 1134-1151, 2016.

[136] R. G. Vickson, "Two single machine sequencing problems involving controllable job processing times", *AIIE Transactions*, vol. 12 no. 3, pp. 258-262, 1980.

[137] L. N. Van Wassenhove and K. R. Baker, "A bicriterion approach to time/cost trade-offs in sequencing", *European Journal of Operational Research*, vol. 11 no. 1, pp. 48-54, 1982.

[138] G. Wan, B. P. C. Yen and C. L. Li, "Single machine scheduling to minimize total compression plus weighted flow cost is NP-hard", *Information Processing Letters*, vol. 79 no. 6, pp. 273-280, 2001.

[139] J. B. Wang, M. Liu, N. Yin and P. Ji, "Scheduling jobs with controllable processing time, truncated job-dependent learning and deterioration effects", *Journal of Industrial & Management Optimization*, vol. 13 no. 2, pp. 1025-1039, 2017.

[140] X. Wang, G. Huang, X. Hu and T. C. Edwin Cheng, "Order acceptance and scheduling on two identical parallel machines", *Journal of Operational Research Society*, vol. 66 no. 10, pp. 1755-1767, 2015.

[141] X. Wang and L. Tang, "A hybrid metaheuristic for the prize-collecting single machine scheduling problem with sequence-dependent setup times", *Computers & Operations Research*, vol. 37 no. 9, pp. 1624-1640, 2010.

[142] J. B. Wang and Z. Q. Xia, "Single machine scheduling problems with controllable processing times and total absolute differences penalties", *European Journal of Operational Research*, vol. 177, pp. 638–645, 2007.

[143] X. Wang, X. Xie and T. C. E. Cheng, "A modified artificial bee colony algorithm for order acceptance in two-machine flow shops", *International Journal of Production Economics*, vol. 141 no. 1, pp. 14-23, 2013.

[144] X. Wang, X. Xie and T. C. E. Cheng, "Order acceptance and scheduling in a two-machine flowshop", *International Journal of Production Economics*, vol. 141 no. 1, pp. 366-376, 2013.

[145] X. Wang, Q. Zhu and T. C. E. Cheng, “Subcontracting price schemes for order acceptance and scheduling”, *Omega*, vol. 54, pp. 1-10, 2015.

[146] G. H. Wu, C. Y. Cheng, H. I. Yang and C. T. Chena, “An improved water flow-like algorithm for order acceptance and scheduling with identical parallel machines”, *Applied Soft Computing*, *71*, 1072-1084, 2018.

[147] Y. Xiao, Y. Yuan, R. Q. Zhang, and A. Konak, “Non-permutation flow shop scheduling with order acceptance and weighted tardiness”, *Applied Mathematics and Computation*, vol. 270, pp. 312-333, 2015.

[148] X. Xie and X. Wang, “An enhanced ABC algorithm for single machine order acceptance and scheduling with class setups”, *Applied Soft Computing*, vol. 44, pp. 255-266, 2016.

[149] B. Yang and J. Geunes, “Heuristic approaches for solving single resource scheduling problems with job-selection flexibility”, *Department of Industrial & Systems Engineering*, University of Florida, 2003.

[150] B. Yang and J. Geunes, “A single resource scheduling problem with job-selection flexibility, tardiness costs and controllable processing times”, *Computers & Industrial Engineering*, vol. 53 no. 3, pp. 420-432, 2007.

[151] L. Yedidsion, D. Shabtay and M. Kaspi, “A bicriterion approach to maximal lateness and resource consumption in scheduling with convex resourcedependent processing times”, *Working Paper, Ben-Gurion University of the Negev*, Beer-Sheva, Israel, 2005.

[152] Y. Yin, Y. Wang, T. C. E. Cheng, D. J. Wang and C. C. Wu, “Two-agent single-machine scheduling to minimize the batch delivery cost”, *Computers & Industrial Engineering*, vol. 92, pp. 16-30, 2016.

[153] M. Zandieh and M. Roumani, “A biogeography-based optimization algorithm for order acceptance and scheduling”, *Journal of Industrial and Production Engineering*, vol. 34, pp. 312-321, 2017.

[154] S. Zdrzałka, “Scheduling jobs on a single machine with release dates, delivery times and controllable processing times: worst-case analysis”, O*perations Research Letters*, vol. 10 no. 9, pp. 519-523, 1991.

[155] L. Zhang, L. Lu and J. Yuan, “Single-machine scheduling under the job rejection constraint”, *Theoretical Computer Science*, vol. 411 no. 16-18, pp. 1877-1882, 2010.

[156] L. Zhang, L. Lu and J. Yuan, “Single machine scheduling with release dates and rejection”, *European Journal of Operational Research*, vol. 198 no. 3, pp. 975-978, 2009.

[157] C. Zhao, Y. Yin, T. C. E. Cheng and C. C. Wu, “Single-machine scheduling and due date assignment with rejection and position-dependent processing times”, *Journal of Industrial and Management Optimization*, vol. 10 no. 3, pp. 691-700, 2014.

[158] X. Zhong, J. Ou and G. Wang, “Order acceptance and scheduling with machine availability constraints”, *European Journal of Operational Research*, vol. 232 no. 3, pp. 435-441, 2014.

[159] J. Zou and C. Miao, “The single machine serial batch scheduling problems with rejection”, *Operational Research*, vol. 16 no. 2, pp. 211-221, 2016.

EKLER

Ek 1:

Tablo 1.1. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi tek makine durumu

Yazarlar	Problem yapısı	En erken başlama zamanı	Hazırlık süresi	Gecikme yönlü amaç yapısı	Tamamlanma zamanı yönlü amaç yapısı	Çok amaçlı çözüm
Stern ve Avivi [132]*	$1\|rej, pmtn\|\sum P_i$	-	-	+	-	-
Slotnick ve Morton [128]	$1\|rej\|\sum P_i-\sum w_j T_j$	-	-	+	-	-
Ghosh [35]	$1\|rej\|\sum P_i-\sum w_j T_j$	-	-	+	-	-
Keskinocak vd. [60]	$1\|rej, r_j\|\sum P_i$	+	-	+	-	-
Keskinocak vd. [59]	$1\|rej, r_j\|\sum P_i$	+	-	+	-	-
Lewis ve Slotnick [69]	$1\|rej\|\sum P_i-\sum w_j T_j$	-	-	+	-	-
Yang ve Geunes [149]	$1\|rej, r_j\|\sum P_j-\sum T_j$	+	-	+	-	-
Charnsirisakskul vd. [15]*	$1\|rej,pmtn\|\sum P_i-\sum w_j T_j$	-	-	+	-	-
Charnsirisakskul vd. [16]*	$1\|rej,pmtn,prc,r_j\|\sum P_i \sum w_j T_j$	+	-	+	-	-
Cheng vd. [26]	$1\|rej, s_{ij}, r_j\|\sum P_i-\sum w_j T_j$	+	+	+	-	-
Slotnick ve Morton [127]	$1\|rej\|\sum P_i-\sum w_j T_j$	-	-	+	-	-
Yang ve Geunes [150]	$1\|rej, r_j\|\sum P_j-\sum T_j$	+	-	+	-	-
Rom ve Slotnick [111]	$1\|rej\|\sum P_i-\sum w_j T_j$	-	-	+	-	-
Wang ve Tang [141]*	$1\|rej,s_{ij},t'_{ij}=t_{ij}+p_i/2+p_j/2\|\sum P_i$	-	+	-	-	-
Oğuz vd. [94]*	$1\|rej, r_j,s_{ij},\overline{d}_\iota\|\sum R_j$	+	+	+	-	-
Nobibon ve Leus [92]*	$1\|rej\|\sum P_j-\sum w_j T_j$	-	-	+	-	-

Cesaret vd. [14]	1|rej, s_{ij}, r_j|$\sum R_j$	+	+	-	+	-
Chen vd. [18]	1|rej, s_{ij}, r_j|$\sum P_i$-$\sum w_j T_j$	+	+	+	-	-
Lin ve Ying [78]	1|rej,s_{ij},r_j|$\sum P_i$-$\sum w_j T_j$	+	+	+	-	-
Nguyen vd. [91]	1|rej,s_{ij},r_j|$\sum P_i$-$\sum w_j T_j$	+	+	+	-	+
Wang vd. [145]	1|rej|$\sum P_j$-$\sum c_j$-OC	-	-	-	-	-
Hosteins vd. [41]	1|rej|$\sum P_j$-$\sum T_j$	-	-	+	-	-
Garcia [34]*	1|rej,r_j,D_j^-,D_j^+| $\sum P_j$-RC	+	-	-	-	-
Nguyen [90]	1|rej,s_{ij},r_j|$\sum P_i$-$\sum w_j T_j$	+	+	+	-	-
Trigos ve Lopez [135]*	1|rej,batch,s_{ij}|$\sum \Pi_j$	-	+	-	-	-
Xie ve Wang [148]	1|rej,s_{ij}|$\sum P_i$	-	+	-	-	-
Chaurasia ve Singh [17]	1|rej, s_{ij},r_j, $\bar{d}_\iota$|$\sum P_i$-$\sum w_j T_j$	+	+	+	-	-
Zandieh ve Roumani [153]*	1|rej,s_{ij}|$\sum P_i$-$\sum w_j T_j$	-	+	+	-	-
Silva vd. [125]*	1|rej, r_j,s_{ij},$\bar{d}_\iota$|$\sum R_j$	+	+	+	-	-

Kısaltmaların açılımı: Tam.: Tamamlanma; 1: Tek makine; rej: Reddetme; s_{ij}: Hazırlık süresi; prc: Fiyatlama; r_j: En erken başlama zamanı; d_j: Teslim zamanı; p_i: İşlem süresi; t^i_{ij}: Ortalama işlem süresi; R_j=max(0, e_j-$w_j T_j$); $\sum P_i$: Toplam getiri; $\sum T_j$: Toplam gecikme; RC: Toplam reddetme maliyeti; $\sum c_i$: Toplam maliyet; $\sum C_j$: Toplam tamamlanma zamanı; $\sum w_j T_j$: Toplam ağırlıklandırılmış gecikme maliyeti; OC: Toplam fason üretim maliyeti; F^j: İş grupları; $\sum \Pi_j$: Toplam kar; batch: Yığın üretim.
+ İçermektedir. - İçermemektedir.
* Matematiksel model içeren çalışmalar.

Ek 2:

Tablo 1.2. Reddetmeli çizelgeleme problemi tek makine durumu

Var olan çalışmalar	Problem yapısı	En erken başlama zamanı	Hazırlık süresi	Gecikmeyi dikkate alan amaç yapısı	Tamamlanma zamanını dikkate alan amaç yapısı	Çok amaçlı çözüm
Slotnick ve Morton [128]	$1\|rej\|\sum w_j L_j+RC$	-	-	+	-	-
Akkan [2]	$1\|rej, r_j\|\sum c_i$	+	-	+	-	-
Ghosh [35]	$1\|rej\|\sum w_j C_j+RC$	-	-	-	+	-
Cao vd. [13]	$1\|rej\|C_{max}/RC$	-	-	-	+	-
Cao ve Zhang [12]	$1\|rej, r_j\|C_{max}+RC$	+	-	-	+	-
Cheng ve Sun [26]	$1\|rej, r_j, p_j=a_j+b_j t\|C_{max}+RC$	+	-	-	+	-
Slotnick ve Morton [127]	$1\|rej\|\sum w_j T_j+RC$	-	-	+	-	-
Khuller ve Mestre [61]	$1\|rej\| T_{max}/RC$	-	-	+	-	-
Lee ve Sung [67]	$1\|rej\|\sum C_j+OC$	-	-	+	-	-
Lu vd. [81]	$1\|rej, r_j, p\text{-}batch\|C_{max}+RC$	+	-	-	+	-
Lu vd. [80]	$1\|rej, r_j, p\text{-}batch\|C_{max}+RC$	+	-	-	+	-
Rom ve Slotnick [111]	$1\|rej\|\sum w_j T_j+RC$	-	-	+	-	-
Zhang vd. [156]	$1\|rej, r_j\|C_{max}/RC$	+	-	-	+	-
Zhang vd. [155]	$1\|rej, r_j\|L_{max}/RC$	-	-	+	-	-
Li ve Feng [73]	$1\|rej, p\text{-}batch\|\sum C_j+RC$	-	-	-	+	-
Moghaddam vd. [84]	$1\|rej\|\sum w_j C_j, RC$	-	-	-	+	+
Shabtay vd. [117]	$1\|rej\|\sum C_j+RC$	-	-	-	+	-
Iranpoor vd. [42]	$1\|rej\|\sum \gamma d_i+E, T+RC$	-	-	+	-	-
Li ve Chen [72]	$1\|rej,pbatch,r_j,F_j\|C_{max}+RC$	+	-	-	+	-
Shabtay [114]	$1\|rej, s, p\text{-}batch\|\sum C_j+RC$	-	+	-	+	-
Zhao vd. [157]	$1\|rej\|\sum C_j+RC$	-	-	-	+	-

Zhong vd. [158]	$1\|rej\|C_{max}+RC$	-	-	-	+	-
Feng vd. [33]	$1\|rej,\ F^j\|f^A+\sum e_j^A: f^B+\sum e_j^B$	-	-	+	+	-
Koulamas ve Panwalkar [63]	$1\|rej\|E_{max}, RC$	-	-	+	-	+
Li ve Zhao [74]	$1\|rej,r_j,p_j=a_j+b_jt\|C_{max}+RC$	+	-	-	+	-
Moghaddam vd. [83]	$1\|rej\sum w_jC_j, RC$	-	-	-	+	+
Thevenin vd. [134]	$1\|rej,r_j,s_{ij},d^-_j\|\sum C_j+s_{ij}+RC$	+	+	-	+	-
He vd. [37]	$1\|rej,\ r_j\|C_{max}+RC$	+	-	-	+	-
Lu ve Zhang [79]	$1\|rej\|\sum E_{max}+\sum c'_j+RC$	-	-	+	-	-
Ou vd. [96]	$1\|rej,\ r_j\|C_{max}+RC$	+	-	-	+	-
Thevenin vd. [133]	$1\|rej,\ s_{ij},\ r_j\|\sum s_{ij}+E,\ T+RC$	+	+	+	-	-
Yin vd. [152]	$1\|rej,\ s,\ p\text{-}batch\|\sum C_j+RC$	-	+	-	+	-
Zou ve Miao [159]	$1\|rej,\ p\text{-}batch\|\sum C_j+RC$	-	-	-	+	-
Jin vd. [54]	$1\|rej\|C_{max}+RC$	-	-	-	+	-
Li ve Cui [70]	$1\|rej\|C_{max}+RC$	-	-	-	+	-
Cordone ve Hosteins [27]	$1\|rej\|C_{max}+RC$	-	-	-	+	+
Moghaddam vd. [82]	$1\|rej\|C_{max}+RC$	-	-	-	+	-
Hermelin vd. [39]	$1\|rej\|C_{max}+RC$	-	-	-	+	-

1: Tek makine; rej: Reddetme; $RC=\sum e_j$: Toplam reddetme maliyeti; $\sum wjLj$: Toplam ağırlıklandırılmış gecikme; $\sum wjCj$: Toplam ağırlıklandırılmış tamamlanma zamanı; $\sum c_i$: Toplam maliyet; s: Hazırlık süresi; r_j: En erken başlama zamanı; $F_j=C_j-r_j$: Akış süresi; $\sum F_j$: Toplam akış süresi; T_{max}: Enbüyük gecikme; C_{max}: Enbüyük tamamlanma zamanı (makespan); $p_j=a_j+b_jt$:: İşlem süresi başlangıç zamanının doğrusal bir fonksiyonu; $\sum w_jT_j$: Toplam ağırlıklandırılmış gecikme; p-batch: p parti büyüklüğü; L_{max}: Enbüyük gecikme; $\sum C_j$: Toplam tamamlanma zamanı; d^-_j:son teslim zamanı; F^j: iş grupları, E_{max}: Enbüyük erken tamamlama; c'_j: Üretim maliyeti; f^A, $f^B \in (C^A_{max}, C^B_{max})$, (L^A_{max}, L^B_{max}); OC: Toplam fason üretim maliyeti; E,T: $\max(\alpha E_j, \beta T_j)$.
+ İçermektedir. - İçermemektedir.

Ek 3:

Tablo 1.3. Kontrol edilebilir işlem zamanlı çizelgeleme problemi tek makine durumu

Var olan çalışmalar	Problem yapısı	En erken başlama zamanı	Hazırlık süresi	Gecikmeyi dikkate alan amaç yapısı	Tamamlanma zamanını dikkate alan amaç yapısı	Çok amaçlı çözüm
Vickson [136]	$1\|rej, lin\|T_{max}+RU$	-	-	+	-	-
Janiak [51]	$1\|rej, lin\|L_{max}$	-	-	+	-	-
Janiak [50]	$1\|rej, lin, prec\|L_{max}$	-	-	+	-	-
Janiak [49]	$1\|rej, lin, r_j\|C_{max}+ RU+\sum c_r(r-r_j)$	+	-	-	+	-
Zdrzalka [154]	$1\|rej, lin, rj\|L_{max}$	+	-	+	-	-
Janiak ve Kovalyov [53]	$1\|rej, lin, dscr\|C_{max}$	-	-	-	+	-
Cheng ve Kovalyov [24]	$1\|rej, lin, batch, s_j\|RU$	-	+	-	-	-
Janiak ve Kovalyov [52]	$1\|rej, lin, dscr\|RU$	-	-	-	-	-
Chen vd. [20]	$1\|rej, lin\|T_{max}+RU$	-	-	+	-	-
Cheng vd. [23]	$1\|rej, lin, dscr\|RU$	-	-	+	-	-
Cheng ve Ding [22]	$1\|rej, r_i, lin\|\sum T_j+RU$	-	-	+	-	-
Janiak ve Lichtenstein [48]	$1\|rej, GT, s_f\|C_{max}$	+	-	-	+	-
Lee ve Lei [66]	$1\|rej, lin, r_j\|\sum C_j$	+	-	-	+	-
Wan vd. [138]	$1\|rej, lin\|\sum w_jC_j+RU$	-	-	-	+	-
Hoogeven ve Woeginger [40]	$1\|rej, lin\|f_{max}, RU$	-	-	-	+	+
Ng vd. [89]	$1\|rej, lin, batch, s_j\|\sum C_j$	+	-	-	+	-
Cheng vd. [25]	$1\|rej, batch, s_j\|L_{max}$	+	-	+	-	-
Ng vd. [89]	$1\|rej, batch, s_j\|\sum C_j$	+	-	-	+	-
Shabtay [115]	$1\|rej, conv\|L_{max}$	-	-	+	-	-
Shabtay ve Kaspi [120]	$1\|rej, conv\|\sum C_j, RU$	-	-	-	+	+
Janiak vd. [47]	$1\|rej, lin\|\sum w_jC_j+RU$	-	-	-	+	-

Janiak vd. [46]	1|rej, dscr, GT, $s_j\|L_{max}$	+	-	+	-	-
Ng vd. [87]	1|rej, lin|$\sum C_j$+RU	-	-	-	+	-
Ng vd. [88]	1|rej, dscr, GT, $s_j\|\sum w_j C_j$	-	+	-	+	-
Shabtay ve Steiner [119]	1|rej, conv, batch, $s_j\|\sum C_j$	-	+	-	+	-
Yedidsion vd. [151]	1|rej, conv|L_{max}, RU	-	-	+	-	+
Cheng vd. [21]	1|rej, lin, $r_j\|C_{max}$+RU	+	-	-	+	-
He vd. [38]	1|rej, dscr, lin|u_{max}	-	-	-	-	-
Kaspi ve Shabtay [55]	1|rej, conv, $r_j\|C_{max}$, RU	-	-	-	+	+
Shaklevich ve Strusevich [122]	1|rej, lin, $r_j\|C_{max}$+RU	+	-	-	+	-
Shabtay ve Steiner [118]	1|rej, conv, batch, $s_j\|\sum C_j$	-	+	-	+	-
Wang ve Xia [142]	1|rej, lin|$\sum(C_i-C_j)$ +$\sum C_j$+RU	-	-	-	+	-
Atan ve Akturk [9]	1|rej, conv|max$\sum \Pi_j$	-	-	+	-	-
Koulamas vd. [64]	1|rej, lin|$\sum C_j$+RU	-	-	-	+	-
Koulamas [62]	1|rej, conv|$\sum C_j$+RU	-	-	-	+	-
Akturk ve Ilhan [3]	1|rej, conv|$\sum w_j T_j+\sum c_j$	-	-	-	+	-
Oron [99]	1|rej, conv, batch|C_{max}	-	-	-	+	-
Kayvanfar vd. [56]	1|rej, lin|$\sum E_j+T_j$+RU	-	-	+	-	-
Kayvanfar vd. [57]	1|rej, lin|$\sum E_j+T_j$+RU	-	-	+	-	-
Kellerer ve Strusevich [58]	1|rej, conv, $r_j\|\sum w_j F_j$	+	-	-	+	-
Liang vd. [76]	1|rej, conv|$\sum C_j$	-	-	-	+	-
Akhoondi ve Lotfi [1]	1|rej, conv|$C_{max}+\sum c_j$	-	-	-	-	-
Li vd. [75]	1|rej, dscr|$\sum c_j$	-	-	-	+	-
Oron [98]	1|rej, conv|C_{max}, $\sum$Fj	-	-	-	+	+
Wang vd. [139]	1|rej|C_{max}+RC	-	-	-	+	-
Li ve Wang [71]	1|rej, lin|C_{max}, u_{max}	-	-	-	+	+
Shabtay ve Zofi [121]	1|rej, conv|C_{max}	-	-	-	+	-

Shin vd. [124]	1|rej|∑cj, ∑Fj	-	-	-	+	+
Shin vd. [123]	1|rej|∑cj, ∑Tj	-	-	+	+	+

1:Tek makine; rej: Reddetme; RU=∑vj uj: Toplam kaynak kullanım maliyeti; sj: Hazırlık süresi; rj: En erken başlama zamanı; dj: Teslim zamanı; pi: İşlem süresi; lin: Doğrusal artan kaynak kullanımı; dscr: Kesikli kaynak tipi; conv: Gerçek kaynak kullanımı; L_{max}: Enbüyük gecikme; prec: Ön koşullu işler; $f_{max}=max(f_jC_j)$; $\sum c_r(r_j-r)$: En erken başlama zamanını azaltmanın toplam maliyeti; ∑wjCj: Toplam ağırlıklandırılmış tamamlanma zamanı; ∑Fj: Toplam akış zamanı; $\sum C_j$: Toplam tamamlanma zamanı; $\sum T_j$: Toplam gecikme; batch: yığın üretim; u_{max}: Enbüyük kaynak kullanımı; GT: Grup teknoloji; sf: Aile hazırlık süresi; ∑cj: Toplam maliyet; ∑wjTj: Toplam ağırlıklandırılmış gecikme maliyeti; ∑Πj: Toplam kar; ∑wjFj: Toplam ağırlıklandırılmış akış süresi; ∑cjXj: Toplam işlem süresini azaltma maliyeti; RC: total rejection cost.

+ İçermektedir. - İçermemektedir.

Ek 4:

Tablo 1.4. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi çok makine durumu

Var olan çalışmalar	Problem yapısı	En erken başlama zamanı	Hazırlık süresi	Gecikmeyi dikkate alan amaç yapısı	Tamamlanma zamanını dikkate alan amaç yapısı	Çok amaçlı çözüm
Ono ve Jones [95]	$J\|rej, s_{ij}\|\sum P_i-\sum c_i$	-	+	+	-	-
Pourbabai [104]*	$F\|rej,pmtn,prc,r_j,s_{ij},F^j\|\sum P_i-\sum c_i$	+	+	+	-	-
Pourbabai [105]*	$F\|rej,pmtn,prc,r_j,s_{ij},F^j\|\sum P_i-\sum c_i$	+	+	+	-	-
Raaymakers vd. [107]	$P\|rej, batch\|\sum u_i$	-	-	-	+	-
Raaymakers vd. [106]	$P\|rej, batch\|\sum u_i$	-	-	-	+	-
Snoek [130]	$J\|rej\|\sum P_i-\sum c_i$	-	-	-	-	-
Ivanescu vd. [45]	$P\|rej, batch\|\sum u_i$	-	-	-	+	-
Ivanescu [44]	$P\|rej, batch\|\sum u_i$	-	-	-	+	-
Nandi ve Rogers [85]	$J\|rej, P^C_j\|\sum P_i-\sum c_i$	-	-	+	-	-
Ebben vd. [30]	$J\|rej, pmtn, r_j\|\sum u_i$	+	-	+	-	-
Roundy vd. [112]	$J\|rej, batch, s_j\|\sum \Pi_j$	-	+	-	-	-
Ivanescu vd. [43]	$P\|rej, batch\|\sum u_i$	-	-	-	+	-
Rogers ve Nandi [110]	$J\|rej, r_j, P^C_j\|\sum P_i-\sum T_i$	+	-	+	-	-
Chen vd. [19]*	$J\|rej, OT\|\sum P_i-\sum c'_i$	-	-	-	-	-
Wang vd. [144]*	$F\|rej\|\sum P_i-\sum w_j T_i$	-	-	+	-	-
Wang vd. [143]*	$F\|rej\|\sum P_i-\sum w_j T_i$	-	-	+	-	-
Lei ve Guo [68]*	$F\|rej\|\min C_{max}, \max \sum P_j$	-	-	-	+	+
Lin ve Ying [77]	$F\|rej\|\sum P_i-\sum w_j T_i$	-	-	+	-	-

Rahman vd. [108]	F|rej|$\sum P_i$	-	-	-	-	-
Wang et al. [140]*	P|rej|$\sum P_i$-$\sum w_j T_i$	-	-	+	-	-
Xiao vd. [147]*	F|rej|$\sum P_i$-$\sum w_j T_i$	-	-	+	-	-
Emami vd. [32]*	R|rej, s_{ij}|$\sum P_i$-$\sum w_j T_i$	-	+	+	-	-
Emami vd. [31]*	R|rej, s_{ij}|$\sum P_i$-$\sum w_j T_i$	-	+	+	-	-
Rahman vd. [109]	F|rej, s_{ij}|$\sum \Pi_j$	-	+	+	-	-
Wu et al. [146]*	P|rej, s_{ij}|$\sum P_i$-$\sum w_j T_i$	-	+	+	-	-

Kısaltmaların açılımı: 1: Tek makine; rej: Reddetme; s_{ij}: Hazırlık süresi; prc: Fiyatlama; r_j: En erken başlama zamanı; d_j: Teslim zamanı; p_i: İşlem süresi; t^l_{ij}: Ortalama işlem süresi; $R_j=\max(0, e_j-w_jT_j)$; $\sum P_i$: Toplam getiri; $\sum T_j$: Toplam gecikme; batch: Yığın üretim; RC: Toplam reddetme maliyeti; $\sum c_i$: Toplam maliyet; $\sum C_j$: Toplam tamamlanma zamanı; F^j: iş grupları, $\sum u_i$: Kapasite kullanımı; $P^C{}_j$: Ürün sınıfları; OT: Fazla mesai; c^l_j: Üretim maliyeti; $\sum \Pi_j$: Toplam kar.

+ İçermektedir. - İçermemektedir.

* Matematiksel model içeren çalışmalar.

Ek 5:

Tablo 2.1. Sipariş kabul ve çizelgeleme problemi tek makine durumu matematiksel model içeren çalışmalar

Yazarlar	Amaç fonksiyonu	Metot	Özellik
Stern ve Avivi [132]	Toplam getiriyi enbüyükleme	Bir matematiksel model, üç sezgisel algoritma	İlk çalışma, tek makineye uymuyor, işin teslim zamanı, işin getirisi, işin bölünebilmesi, sezgiseller ile gerçek hayat problemi çözülmesi
Charnsirisakskul vd. [15]; [16]	Toplam getiri ile toplam üretim, stok tutma ve gecikme maliyetleri arasındaki farkı enbüyükleme	Sayısal analizler	İşin bölünebilmesi, teslim zamanlarının üretici tarafından seçilebilmesi, fiyatın talebe göre üretici tarafından belirlenebilmesi
Wang ve Tang [141]	Toplam getiriyi enbüyükleme	Bir matematiksel model, bir hibrit sezgisel algoritma	Simetrik sıra-bağımlı hazırlık süresi, makine çalışma süresine getirilen kısıt, işlerin getirisi
Oğuz vd. [94]*	Gecikmelere göre değişen getiri toplamını enbüyükleme	Bir matematiksel model ve üç sezgisel algoritma	Sıra-bağımlı hazırlık süresi, işin en erken başlama zamanı, işin teslim zamanı, işin son teslim zamanı, teslim zamanına göre değişen getiriler olması
Nobibon ve Leus [92]	Toplam getiri ile gecikmelere verilen toplam ceza arasındaki farkı enbüyükleme	Biri atama tabanlı biri zaman-endeksli iki matematiksel model, iki dal sınır algoritması	Kesin yapılacak işler olması, sınırlı kapasite, işlerin teslim zamanı, işin getirisi, gecikmelere göre ceza verilmesi
Garcia [34]	Toplam kar ile reddedilen işlerden kaynaklanan toplam ceza arasındaki farkı enbüyükleme	Bir matematiksel model ve üç sezgisel algoritma	Teslim penceresi olan tek çalışma, tek makine değil, kaynaklar ve kaynak kısıtları mevcut, yapılmayan işler için ceza verilmesi
Trigos ve Lopez [135]	Toplam karı enbüyükleme	Bir matematiksel model, bir dinamik programlama modeli, iki sezgisel algoritma	Üretimin partiler halinde yapılması, sıra-bağımlı hazırlık sürelerinin parti büyüklüğüne göre değişmesi, kapasite kısıtı olması
Zandieh ve Roumani [153]	Toplam getiri ile gecikmelere verilen toplam ceza arasındaki farkı enbüyükleme	Bir matematiksel model ve iki sezgisel algoritma	Asimetrik sıra-bağımlı hazırlık süresi, Taguchi tasarımı ile parametre tahmini, kabul edilecek iş sayısının önceden bilinmesi, kapasite kısıtı olması, doğrusal olmayan karar modeli
Silva vd. [125]*	Gecikmelere göre değişen getiri toplamını enbüyükleme	Bir matematiksel model, iki kesin çözümlü algoritma ve bir sezgisel algoritma	Sıra-bağımlı hazırlık süresi, işin en erken başlama zamanı, işin teslim zamanı, işin son teslim zamanı, teslim zamanına göre değişen getiriler olması, zaman-endeksli karar modeli

*Kaynaklarda sıra-bağımlı hazırlık süresi ve en erken başlama zamanını birlikte dikkate alan çalışmalar.

Ek 6:

Tablo 3.13. Cesaret vd. [14] sezgisel sonuçları ile matematiksel model sonuçlarının karşılaştırılması

	Çözüm Süresi (s)	DPG	MYD	%Sapma	TA	%TA Sapma
YM5_n50_tao1_R1_1	392,27	594	583	0,02	521	0,1190
YM5_n50_tao1_R1_2	277,38	573	552	0,04	537	0,0279
YM5_n50_tao1_R1_3	228,37	517	502	0,03	489	0,0266
YM5_n50_tao1_R1_4	10,65	563	553	0,02	540	0,0241
YM5_n50_tao1_R1_5	390,66	594	583	0,02	568	0,0264
YM5_n50_tao1_R1_6	1194,86	548	532	0,03	518	0,0270
YM5_n50_tao1_R1_7	10847,65	522	498	0,05	490	0,0163
YM5_n50_tao1_R1_8	190,14	503	486	0,03	480	0,0125
YM5_n50_tao1_R1_9	370,42	510	499	0,02	494	0,0101
YM5_n50_tao1_R1_10	2892,95	559	542	0,03	536	0,0112
YM5_n50_tao1_R3_1	14400	510	501	0,02	497	0,0080
YM5_n50_tao1_R3_2	1187,94	596	589	0,01	580	0,0155
YM5_n50_tao1_R3_3	11247,41	504	499	0,01	495	0,0081
YM5_n50_tao1_R3_4	14400	591	581	0,02	564	0,0301
YM5_n50_tao1_R3_5	956,46	520	512	0,02	503	0,0179
YM5_n50_tao1_R3_6	14400	635	625	0,02	610	0,0246
YM5_n50_tao1_R3_7	999,41	577	572	0,01	560	0,0214
YM5_n50_tao1_R3_8	12949	607	600	0,01	588	0,0204
YM5_n50_tao1_R3_9	14400	660	654	0,01	643	0,0171
YM5_n50_tao1_R3_10	14400	569	563	0,01	554	0,0162
YM5_n50_tao1_R5_1	14400	594	592	0,00	585	0,0120
YM5_n50_tao1_R5_2	13500	535	535	0,00	529	0,0113
YM5_n50_tao1_R5_3	14400	477	473	0,01	467	0,0128
YM5_n50_tao1_R5_4	14400	584	581	0,01	575	0,0104
YM5_n50_tao1_R5_5	8232,51	528	528	0,00	519	0,0173
YM5_n50_tao1_R5_6	379,61	580	580	0,00	569	0,0193
YM5_n50_tao1_R5_7	14400	521	519	0,00	514	0,0097
YM5_n50_tao1_R5_8	14400	513	506	0,01	505	0,0020
YM5_n50_tao1_R5_9	14400	542	536	0,01	531	0,0094
YM5_n50_tao1_R5_10	14400	524	522	0,00	517	0,0097
YM5_n50_tao1_R7_1	13820	617	617	0,00	614	0,0048
YM5_n50_tao1_R7_2	11426,81	538	538	0,00	527	0,0208
YM5_n50_tao1_R7_3	11422,26	538	538	0,00	538	0,0000
YM5_n50_tao1_R7_4	14400	612	610	0,00	610	0,0000
YM5_n50_tao1_R7_5	2170,95	577	577	0,00	571	0,0105
YM5_n50_tao1_R7_6	1269,24	537	537	0,00	537	0,0000
YM5_n50_tao1_R7_7	14400	551	546	0,01	546	0,0000
YM5_n50_tao1_R7_8	1421,82	495	495	0,00	495	0,0000
YM5_n50_tao1_R7_9	13958,76	529	529	0,00	524	0,0095
YM5_n50_tao1_R7_10	1355,82	514	514	0,00	508	0,0118

YM5_n50_tao1_R9_1	3156,32	558	558	0,00	558	0,0000
YM5_n50_tao1_R9_2	13134,18	579	579	0,00	568	0,0193
YM5_n50_tao1_R9_3	13095,36	561	561	0,00	559	0,0035
YM5_n50_tao1_R9_4	12674,62	471	471	0,00	469	0,0042
YM5_n50_tao1_R9_5	3085,45	600	600	0,00	596	0,0067
YM5_n50_tao1_R9_6	8127,23	495	495	0,00	491	0,0081
YM5_n50_tao1_R9_7	14400	445	445	0,00	445	0,0000
YM5_n50_tao1_R9_8	2289,67	601	601	0,00	599	0,0033
YM5_n50_tao1_R9_9	13329,27	533	533	0,00	531	0,0037
YM5_n50_tao1_R9_10	1179,38	578	578	0,00	575	0,0052
YM5_n50_tao3_R1_1	14400	593	571	0,04	558	0,0233
YM5_n50_tao3_R1_2	14400	508	489	0,04	484	0,0103
YM5_n50_tao3_R1_3	14400	535	510	0,05	510	0,0000
YM5_n50_tao3_R1_4	14400	572	548	0,04	543	0,0092
YM5_n50_tao3_R1_5	14400	445	431	0,03	425	0,0141
YM5_n50_tao3_R1_6	14400	536	514	0,04	507	0,0138
YM5_n50_tao3_R1_7	14400	518	490	0,06	487	0,0062
YM5_n50_tao3_R1_8	14400	583	562	0,04	559	0,0054
YM5_n50_tao3_R1_9	2078,19	573	552	0,04	542	0,0185
YM5_n50_tao3_R1_10	14400	501	481	0,04	471	0,0212
YM5_n50_tao3_R3_1	14400	642	622	0,03	621	0,0016
YM5_n50_tao3_R3_2	14400	499	487	0,02	470	0,0362
YM5_n50_tao3_R3_3	14400	563	548	0,03	542	0,0111
YM5_n50_tao3_R3_4	14400	518	511	0,01	502	0,0179
YM5_n50_tao3_R3_5	14400	512	479	0,07	469	0,0213
YM5_n50_tao3_R3_6	14400	530	514	0,03	502	0,0239
YM5_n50_tao3_R3_7	14400	538	528	0,02	520	0,0154
YM5_n50_tao3_R3_8	14400	608	588	0,03	579	0,0155
YM5_n50_tao3_R3_9	14400	564	542	0,04	534	0,0150
YM5_n50_tao3_R3_10	14400	502	480	0,05	474	0,0127
YM5_n50_tao3_R5_1	14400	573	567	0,01	564	0,0053
YM5_n50_tao3_R5_2	14400	599	583	0,03	581	0,0034
YM5_n50_tao3_R5_3	14400	495	483	0,02	483	0,0000
YM5_n50_tao3_R5_4	14400	527	525	0,00	520	0,0096
YM5_n50_tao3_R5_5	14400	534	524	0,02	526	-0,0038
YM5_n50_tao3_R5_6	14400	550	527	0,04	534	-0,0131
YM5_n50_tao3_R5_7	14400	516	491	0,05	491	0,0000
YM5_n50_tao3_R5_8	14400	573	554	0,03	558	-0,0072
YM5_n50_tao3_R5_9	14400	594	578	0,03	575	0,0052
YM5_n50_tao3_R5_10	14400	583	579	0,01	570	0,0158
YM5_n50_tao3_R7_1	14400	558	541	0,03	549	-0,0146
YM5_n50_tao3_R7_2	13103,71	542	542	0,00	540	0,0037
YM5_n50_tao3_R7_3	14400	561	546	0,03	554	-0,0144
YM5_n50_tao3_R7_4	14400	531	524	0,01	526	-0,0038
YM5_n50_tao3_R7_5	14400	582	560	0,04	576	-0,0278
YM5_n50_tao3_R7_6	14400	577	557	0,04	560	-0,0054

YM5_n50_tao3_R7_7	14400	508	500	0,02	504	-0,0079
YM5_n50_tao3_R7_8	14400	680	665	0,02	669	-0,0060
YM5_n50_tao3_R7_9	3580,24	545	545	0,00	545	0,0000
YM5_n50_tao3_R7_10	14400	553	545	0,01	534	0,0206
YM5_n50_tao3_R9_1	14400	491	477	0,03	477	0,0000
YM5_n50_tao3_R9_2	14400	568	560	0,01	564	-0,0071
YM5_n50_tao3_R9_3	14400	591	587	0,01	587	0,0000
YM5_n50_tao3_R9_4	14400	496	485	0,02	487	-0,0041
YM5_n50_tao3_R9_5	14400	482	473	0,02	473	0,0000
YM5_n50_tao3_R9_6	14400	502	500	0,00	500	0,0000
YM5_n50_tao3_R9_7	14400	584	573	0,02	572	0,0017
YM5_n50_tao3_R9_8	14400	584	577	0,01	580	-0,0052
YM5_n50_tao3_R9_9	14400	532	529	0,01	525	0,0076
YM5_n50_tao3_R9_10	14400	454	452	0,00	449	0,0067
YM5_n50_tao5_R1_1	14400	540	514	0,05	508	0,0118
YM5_n50_tao5_R1_2	14400	516	482	0,07	480	0,0042
YM5_n50_tao5_R1_3	14400	584	554	0,05	551	0,0054
YM5_n50_tao5_R1_4	14400	470	434	0,08	429	0,0117
YM5_n50_tao5_R1_5	14400	543	510	0,06	505	0,0099
YM5_n50_tao5_R1_6	14400	522	475	0,10	483	-0,0166
YM5_n50_tao5_R1_7	14400	553	530	0,04	520	0,0192
YM5_n50_tao5_R1_8	14400	539	490	0,10	496	-0,0121
YM5_n50_tao5_R1_9	14400	551	510	0,08	505	0,0099
YM5_n50_tao5_R1_10	14400	526	498	0,06	492	0,0122
YM5_n50_tao5_R3_1	14400	530	495	0,07	482	0,0270
YM5_n50_tao5_R3_2	14400	498	468	0,06	472	-0,0085
YM5_n50_tao5_R3_3	14400	531	495	0,07	494	0,0020
YM5_n50_tao5_R3_4	14400	581	541	0,07	539	0,0037
YM5_n50_tao5_R3_5	14400	525	477	0,10	484	-0,0145
YM5_n50_tao5_R3_6	14400	564	524	0,08	521	0,0058
YM5_n50_tao5_R3_7	14400	566	522	0,08	518	0,0077
YM5_n50_tao5_R3_8	14400	553	521	0,06	520	0,0019
YM5_n50_tao5_R3_9	14400	511	473	0,08	461	0,0260
YM5_n50_tao5_R3_10	14400	507	483	0,05	476	0,0147
YM5_n50_tao5_R5_1	14400	585	557	0,05	560	-0,0054
YM5_n50_tao5_R5_2	14400	616	565	0,09	569	-0,0070
YM5_n50_tao5_R5_3	14400	554	507	0,09	505	0,0040
YM5_n50_tao5_R5_4	14400	577	535	0,08	548	-0,0237
YM5_n50_tao5_R5_5	14400	597	580	0,03	578	0,0035
YM5_n50_tao5_R5_6	14400	567	543	0,04	544	-0,0018
YM5_n50_tao5_R5_7	14400	463	451	0,03	449,5	0,0033
YM5_n50_tao5_R5_8	14400	553	533	0,04	530,3	0,0051
YM5_n50_tao5_R5_9	14400	537	500	0,07	504	-0,0079
YM5_n50_tao5_R5_10	14400	581	558	0,04	572	-0,0245
YM5_n50_tao5_R7_1	14400	552	542	0,02	535	0,0131
YM5_n50_tao5_R7_2	14400	561	540	0,04	538	0,0037

YM5_n50_tao5_R7_3	14400	538	509	0,06	522	-0,0249
YM5_n50_tao5_R7_4	14400	529	518	0,02	521	-0,0058
YM5_n50_tao5_R7_5	14400	481	459	0,05	462	-0,0065
YM5_n50_tao5_R7_6	14400	545	524	0,04	527	-0,0057
YM5_n50_tao5_R7_7	14400	543	506	0,07	515	-0,0175
YM5_n50_tao5_R7_8	14400	514	498	0,03	496	0,0040
YM5_n50_tao5_R7_9	14400	548	500	0,10	539	-0,0724
YM5_n50_tao5_R7_10	14400	520	509	0,02	511	-0,0039
YM5_n50_tao5_R9_1	14400	603	561	0,07	580	-0,0328
YM5_n50_tao5_R9_2	14400	495	465	0,06	467	-0,0043
YM5_n50_tao5_R9_3	14400	500	469	0,07	479	-0,0209
YM5_n50_tao5_R9_4	14400	520	510	0,02	510	0,0000
YM5_n50_tao5_R9_5	14400	495	485	0,02	485	0,0000
YM5_n50_tao5_R9_6	14400	498	485	0,03	478	0,0146
YM5_n50_tao5_R9_7	14400	566	545	0,04	555	-0,0180
YM5_n50_tao5_R9_8	14400	549	520	0,06	517	0,0058
YM5_n50_tao5_R9_9	14400	526	488	0,08	506	-0,0356
YM5_n50_tao5_R9_10	14400	577	557	0,04	560	-0,0054
YM5_n50_tao7_R1_1	14400	496	456	0,09	445	0,0247
YM5_n50_tao7_R1_2	14400	560	510	0,10	503	0,0139
YM5_n50_tao7_R1_3	14400	654	606	0,08	596	0,0168
YM5_n50_tao7_R1_4	14400	567	520	0,09	509	0,0216
YM5_n50_tao7_R1_5	14400	530	486	0,09	478	0,0167
YM5_n50_tao7_R1_6	14400	572	521	0,10	514	0,0136
YM5_n50_tao7_R1_7	14400	533	480	0,11	483	-0,0062
YM5_n50_tao7_R1_8	14400	644	600	0,07	581	0,0327
YM5_n50_tao7_R1_9	14400	565	523	0,08	499	0,0481
YM5_n50_tao7_R1_10	14400	552	525	0,05	518	0,0135
YM5_n50_tao7_R3_1	14400	612	573	0,07	569	0,0070
YM5_n50_tao7_R3_2	14400	557	515	0,08	489	0,0532
YM5_n50_tao7_R3_3	14400	559	523	0,07	518	0,0097
YM5_n50_tao7_R3_4	14400	557	501	0,11	489	0,0245
YM5_n50_tao7_R3_5	14400	599	539	0,11	528	0,0208
YM5_n50_tao7_R3_6	14400	497	469	0,06	463	0,0130
YM5_n50_tao7_R3_7	14400	569	513	0,11	507	0,0118
YM5_n50_tao7_R3_8	14400	549	524	0,05	519	0,0096
YM5_n50_tao7_R3_9	14400	594	546	0,09	535	0,0206
YM5_n50_tao7_R3_10	14400	574	538	0,07	533	0,0094
YM5_n50_tao7_R5_1	14400	549	513	0,07	509	0,0079
YM5_n50_tao7_R5_2	14400	528	481	0,10	478	0,0063
YM5_n50_tao7_R5_3	14400	564	496	0,14	488	0,0164
YM5_n50_tao7_R5_4	14400	578	535	0,08	519	0,0308
YM5_n50_tao7_R5_5	14400	553	498	0,11	489	0,0184
YM5_n50_tao7_R5_6	14400	567	514	0,10	512	0,0039
YM5_n50_tao7_R5_7	14400	523	493	0,06	483	0,0207
YM5_n50_tao7_R5_8	14400	475	440	0,08	439	0,0023

YM5_n50_tao7_R5_9	14400	565	510	0,11	506	0,0079
YM5_n50_tao7_R5_10	14400	579	519	0,12	500	0,0380
YM5_n50_tao7_R7_1	14400	545	487	0,12	487	0,0000
YM5_n50_tao7_R7_2	14400	582	537	0,08	534	0,0056
YM5_n50_tao7_R7_3	14400	587	492	0,19	483	0,0186
YM5_n50_tao7_R7_4	14400	582	555	0,05	568	-0,0229
YM5_n50_tao7_R7_5	14400	502	472	0,06	463	0,0194
YM5_n50_tao7_R7_6	14400	580	510,2	0,14	508	0,0043
YM5_n50_tao7_R7_7	14400	589	520	0,13	520	0,0000
YM5_n50_tao7_R7_8	14400	560	508	0,10	512	-0,0078
YM5_n50_tao7_R7_9	14400	558	510	0,09	506	0,0079
YM5_n50_tao7_R7_10	14400	505	484	0,04	482	0,0041
YM5_n50_tao7_R9_1	14400	598	543	0,10	543	0,0000
YM5_n50_tao7_R9_2	14400	523	480	0,09	479	0,0021
YM5_n50_tao7_R9_3	14400	538	443	0,21	443	0,0000
YM5_n50_tao7_R9_4	14400	562	526	0,07	525	0,0019
YM5_n50_tao7_R9_5	14400	500	459	0,09	465	-0,0129
YM5_n50_tao7_R9_6	14400	548	477	0,15	474	0,0063
YM5_n50_tao7_R9_7	14400	571	498	0,15	495	0,0061
YM5_n50_tao7_R9_8	14400	538	479	0,12	462	0,0368
YM5_n50_tao7_R9_9	14400	526	485	0,08	493	-0,0162
YM5_n50_tao7_R9_10	14400	588	526	0,12	515	0,0214

MYD: matematiksel model ile elde edilen yaklaşık değer; Çözüm Süresi (s): saniye cinsinden çözüm süresi; DPG: doğrusal programlama gevşetme değeri; %Sapma.: eniyi değerden oransal sapma; TS: tabu arama algoritması ile elde edilen yaklaşık değerler; %TS Sapma: matematiksel model ile elde edilen yaklaşık değerler ile tabu arama algoritması ile elde edilen yaklaşık değerler arasındaki yüzdesel fark.