



**T.C. İSTANBUL TİCARET  
ÜNİVERSİTESİ**

**FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ**

**AĞIRLIKLI TOPLAM ERKEN/GEÇ BİTİRME SÜRESİ MİNİMİZASYONU  
AMAÇLI TEK MAKİNE ÇİZELGELEME PROBLEMİ İÇİN BOŞ ZAMAN  
İLAVELİ DAL SINIR ALGORİTMASI YAKLAŞIMI**

**Sebrina DAWD**

**Danışman  
Yrd. Doç. Dr. Berk AYVAZ**

**YÜKSEK LİSANS TEZİ  
ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ ANA BİLİM DALI  
İSTANBUL-2017**

## KABUL VE ONAY SAYFASI

Sebrina DAWD tarafından hazırlanan "Ağırlıklı Toplam Erken/Geç Bitirme Süresi Minimizasyonu Amaçlı Tek Makine Çizelgeleme Problemi için Boş Zaman İlaveli Dal Sınır Algoritması Yaklaşımı" adlı tez çalışması 28/07/2017 tarihinde aşağıdaki jüri üyeleri önünde başarı ile savunularak, İstanbul Ticaret Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı'nda YÜKSEK LİSANS TEZİ olarak kabul edilmiştir.

Danışman Yrd. Doç. Dr. Berk AYVAZ  
İstanbul Ticaret Üniversitesi

Jüri Üyesi Yrd. Doç. Dr. Ali Osman KUŞAKCI  
İstanbul Ticaret Üniversitesi

Jüri Üyesi Yrd. Doç. Dr. Nezir AYDIN  
Yıldız Teknik Üniversitesi



Onay Tarihi :



Yrd. Doç. Dr. Berk AYVAZ  
Enstitü Müdürü V.

## AKADEMİK VE ETİK KURALLARA UYGUNLUK BEYANI

İstanbul Ticaret Üniversitesi, Fen Bilimleri Enstitüsü, tez yazım kurallarına uygun olarak hazırladığım bu tez çalışmada,

- tez içindeki bütün bilgi ve belgeleri akademik kurallar çerçevesinde elde ettiğimi,
- görsel, işitsel ve yazılı tüm bilgi ve sonuçları bilimsel ahlak kurallarına uygun olarak sunduğumu,
- başkalarının eserlerinden yararlanılması durumunda ilgili eserlere bilimsel normlara uygun olarak atıfta bulunduğumu,
- atıfta bulunduğum eserlerin tümünü kaynak olarak gösterdiğimi,
- kullanılan verilerde herhangi bir tahrifat yapmadığımı,
- ve bu tezin herhangi bir bölümünü bu üniversitede veya başka bir üniversitede başka bir tez çalışması olarak sunmadığımı

beyan ederim.

Tarih

**Sebrina DAWD**

# İÇİNDEKİLER

	Sayfa
İÇİNDEKİLER.....	i
ÖZET .....	ii
ABSTRACT .....	iii
TEŞEKKÜR.....	iv
ŞEKİLLER.....	v
ÇİZELGELER .....	vi
SİMGELER VE KISALTMALAR .....	vii
1. GİRİŞ .....	1
2. ÜRETİM ÇİZELGELEME .....	4
2.1. Sıralama ve Çizeleme.....	4
2.2. Çizelgeleme Çevresi, Kısıtlamalar ve Hedefler.....	5
2.2.1. Makine çevreleri.....	6
2.2.2. İşlem kısıtlamaları.....	7
2.2.3. Amaç fonksiyonları .....	9
2.3. Çizelgeleme seviyeleri .....	10
2.4. Çizelgeleme problemlerinin sınıfları ve kategorileri .....	11
3. TEK MAKİNE ÇİZELGELEME .....	16
3.1. Temel tek makine çizelgeleme problemleri .....	16
3.2. E/G problemi .....	18
3.3. Tek makinede E/G problem için çözüm yaklaşımları .....	19
3.4. Genel ve kesikli teslim tarihi için E/G problemi.....	23
3.5. Dal ve sınır metodu.....	25
4. LİTERATÜR ÖZETİ .....	28
5. PROBLEMİN TANIMI VE METODOLOJİ.....	31
5.1 Problemin tanımı .....	31
5.2 Hesaplama yöntemi .....	34
5.2.1. Dal ve sınır yöntemine göre sıralama .....	35
5.2.1.1. Dalların sıralanması.....	35
5.2.1.2. Sınırlama prosedürü.....	37
5.2.2. Çizelgeye boş zamanın eklenmesi .....	39
6. UYGULAMA.....	43
6.1. G-7 ticaret ve endüstri profilleri P.L.C. firması .....	43
6.2. Araştırmanın motivasyonu.....	44
6.3. Vaka incelemesi.....	46
6.3.1. Çizelgeleme kısıtları.....	48
6.3.2. Makine ve çalışma prensibi.....	49
6.3.3. Amaçlar .....	50
6.4. Uygulama .....	50
6.4.1. Dört iş-tek makine problemi .....	50
6.4.2. Beş iş-tek makine problemi .....	62
6.4.3. Sekiz iş-tek makine problemi.....	65
7. SONUÇ VE ÖNERİLER.....	69
KAYNAKLAR .....	71
ÖZGEÇMİŞ.....	78

# ÖZET

Yüksek Lisans Tez

## AĞIRLIKLI TOPLAM ERKEN/GEÇ BİTİRME SÜRESİ MİNİMİZASYONU AMAÇLI TEK MAKİNE ÇİZELGELEME PROBLEMİ İÇİN BOŞ ZAMAN İLAVELİ DAL SINIR ALGORİTMASI YAKLAŞIMI

Sebrina DAWD

İstanbul Ticaret Üniversitesi  
Fen Bilimleri Enstitüsü  
Endüstri Mühendisliği Bölümü

Yrd. Doç. Dr. Berk AYVAZ

2017, 78 sayfa

Bu çalışmada, tam zamanında üretim prensibine uygun olarak faaliyet gösteren üretim firmaları için farklı teslim sürelerine sahip işler için erken/geç (E/G) bitirme süresi minimizasyonu amaçlı tek makine çizelgeleme problemi ele alınmıştır. Ele alınan problemin çözümü için iki aşamalı bir çözüm metodu önerilmiştir. İlk aşamada yeni bir iş önceliklendirme kuralı ile Dal ve Sınır algoritmasını kullanılarak en uygun sıralama bulunmaktadır. İkinci adımda ise, bloklama yöntemini kullanarak makineye boş zamanının eklenmesi ile ilk aşamada elde edilen çözüm iyileştirilmektedir. Özellikle birinci aşama çözümünde dallanma sürecinde en iyi düğümü bulma işleminde iş sıralaması yapılırken en yüksek indekse sahip olan iş önce gelsin şeklinde yeni bir iş önceliklendirme yöntemi önerilmiştir. Bunun yanında E/G problemi için dal ve sınır çözümünde alt sınır yaklaşımı tercih edilmiştir. Makine hazırlık süreleri işlem sürelerinin içinde varsayılmıştır. Ayrıca çalışmada, erken ve geç katsayılarının eşit ağırlıkta olduğu varsayılmıştır. Geliştirilen model, Etiyopya'da faaliyet gösteren bir tekstil firmasının tek makine çizelgeleme problemine adapte edilmiştir. Bu göre dört, beş ve sekiz iş boyutlarını için örnek çözümlere yer verilerek gerçek hayat uygulaması yapılmıştır. Sonuçlar çalışmada önerilen iki aşamalı boş zaman ilaveli dal sınır yaklaşımının, sadece dal sınır çözümlerine göre daha iyi sonuçlar verdiğini göstermektedir.

**Anahtar kelimeler:** Tek makine, dal ve sınır, erken ve geç, bloklama, boş zaman.

# **ABSTRACT**

**M.Sc. Thesis**

## **SINGLE MACHINE EARLINESS- TARDINESS SCHEDULING PROBLEM BY BRANCH AND BOUND WITH INSERTION IDLE TIME**

**Sebrina DAWD**

**Istanbul Commerce University  
Graduate School Of Applied and Natural Sciences  
Department Of Industrial Engineering**

**Assist. Prof. Dr. Berk AYVAZ**  
2017, 78 pages

In this study, the problem of single machine scheduling for early / tardy (E / T) time minimization for the jobs with different delivery times is addressed for the firms operating in accordance with the principle of just in time production. A two-step solution method is proposed for solving the problem. In the first stage, the optimal sequencing is determined by using the Branch and Bound algorithm with new job priority rule. In the second step, the solution obtained in the first stage is improved by adding the idle time to the machine using the blocking method. Particularly in the first stage solution, new job priority rule is proposed in which the best node finding in the branching process is ranked first while the job having the highest index is ranked first. For the E / G problem, the lower bound approach is preferred for the branch and boundary solution. Machine preparation times are assumed to be within the processing times. It is also assumed that the early and late cost coefficients are of equal weight in the study. The developed model is adapted to a single machine scheduling problem of a textile company in Ethiopia. In this way, real-life applications is carried out for four, five and eight work sizes. The results show that the proposed two-stage branch and bound approach with idle-time in the study provides better results than branch boundary solutions.

**Keywords:** Single machine, branch & bound, earliness and tardiness, blocking, idle time.

## TEŞEKKÜR

Allah'a sonsuz nimetlerinden dolayı şükranlarımı sunarım.

Öncelikle, çalışma süresince yapmış olduğu gözetimi, cesaretlendirmesi, değerli katkıları ve önerili için tez danışmanım Sn. Yrd. Doç. Dr. Berk Ayvaz'a en içten teşekkürlerimi ve minnettarlığımı sunmak isterim. Onun bilgisi ve desteği olmadan, bu çalışmayı tamamlamam mümkün değildi. Çalışmama olan desteğinin yanında, kendisinin sonsuz desteği ve anlayışı için de ayrıca çok müteşekkirim.

Ayrıca, Yurtdışı Türkler ve Akraba Topluluklar Başkanlığı'na (YTB), bütün ihtiyaçlarımı karşılayarak, bana Türkiye'de eğitim görme ve Endüstri Mühendisliği'nde yüksek lisansımı tamamlama fırsatını verdiği için çok teşekkür ederim.

Bu sırada, İstanbul Teknik Üniversitesi'nde iki yıl süren çalışmamalarım süresince gösterdikleri destek ve anlayışları için ve kendilerinden çok değerli şeyler öğrendim Endüstri Mühendisliği Bölümü'ndeki bütün çalışanlara da ayrıca teşekkürlerimi iletmek istiyorum.

G-7 Ticaret ve Endüstri Yöneticisi ve Maliki Sn. Nureddin Awol'a, saygın kuruluşunda, tez çalışmalarımı sürdürmemi sağladığı için teşekkürü bir borç bilirim.

Tabii ki, bütün aileme, başta annem Felek Adem ve babam Tadresse Dawd olmak üzere Sada Tadess, Toyba Tadess, Teru Tadess, Hayat Tadesse, Muhammed Tadess, Kamil Tadesse'ye bütün cesaretlendirmelerinden ve çocuklarımın bakımında yardımcı olmalarından dolayı çok teşekkür ediyorum.

En derin şükranlarımı ise, okulun ve hayatın bütün zorlukları karışışında vermiş olduğu bütün destek ve göstermiş olduğu sabrından dolayı kocam Dr. Abdurahman Jemal'e iletmek istiyorum. Hayatımda olduğun için gerçekten çok teşekkür ederim. Onun desteği olmasaydı, bu tezimi tamamlayamazdım. Ve son olarak, çocuklarım, Danya Abdurahman ve Asma Abdurahman'a gösterdikleri sabırlarından dolayı teşekkür ederim.

Sebrina DAWD

İSTANBUL, 2017

## ŞEKİLLER

	Sayfa
Şekil 2.1. Çizelgeleme Sınıflarının .....	12
Şekil 2.2. Gantt Şeması.....	15
Şekil 3.1. Sıralama Arama Ağacı.....	27
Şekil 5.1. Cetvel Ölçümü .....	40
Şekil 5.2. Ele alınan problemin gösterimi .....	42
Şekil 5.3. Çözüm sürecini şematik gösterimi .....	42
Şekil 6.1. G-7 Ticaret Ve Endüstri Profilleri .....	43
Şekil 6.2. Hammaddeler .....	44
Şekil 6.3. Jüt'ten Çanta Üretim iş akışı.....	45
Şekil 6.4. Yumuşatıcı Makinenin Çalışma Prensibi.....	46
Şekil 6.5. Dört İş-Tek Makine Problemi İçin 1. Seviye Noktaları.....	55
Şekil 6.6. Dört İş-Tek Makine Problemi İçin 3. Seviye Noktaları.....	53
Şekil 6.7. Dört İş-Tek Makineproblemi İçin 4. Seviye Noktası .....	57
Şekil 6.8. Sıralama İçin Boş Vakit Dahil Edildikten Sonra Gantt Şeması .....	58
Şekil 6.9. Sıralama için boş vakit dahil edildikten sonra Gantt tablosu.....	61



## ÇİZELGELER

	Sayfa
Tablo 2.1. Gantt şemasi türleri -----	14
Tablo 3.1. E/G probleminde amaç fonksiyonu-----	19
Tablo 5.1. Vardiya saati ve gerekli koşullar -----	40
Tablo 6.1. E/G iş sayısı (aylık)-----	47
Tablo 6.2. Lifin günlük kullanımı (lifin ağırlığı) -----	49
Tablo 6.3. Dört iş-tek makine problemi verileri -----	51
Tablo 6.4. {2,4,1,3} kısmi sıralamasının alt sınırı -----	55
Tablo 6.5. {2, 3, 1, 4} sıralamasının alt sınırı -----	56
Tablo 6.6. Dört iş-tek makine E/G probleminin amaç değeri-----	58
Tablo 6.7. Boş zamanlar dahil edildiğindeki amaç fonksiyonu değerler -----	61
Tablo 6.8. Beş iş-tek makine problemi verileri -----	62
Tablo 6.9. Dal-sınır algorithm çözümü (5 iş problem için)-----	62
Tablo 6.10. 5 iş-tek makine problemi için boş zamanlar dahil edildikten sonra amaç fonksiyonu değeri -----	64
Tablo 6.11. Sekiz iş-tek makine problemi verileri -----	64
Tablo 6.12. Dal – sınır algorithması çözümü( 8 iş problem için)-----	65
Tablo 6.13. 8 iş problem için boş zamanlar kullanıldıktan sonra objektive değeri.	67
Tablo 6.14. Farklı iş sayılatı için boş zaman ilaveli E/G problemi çözümlerinin karşılaştırılması -----	67

## SİMGELER VE KISALTMALAR

TZÜ	Tama zamanında üretim
ATCR	Apparent tardy cost with release time
B&B	Dar-sınır (Branch and Bound)
$C_i$	j işinin tamamlanma zamanı (Completion time)
$C_{max}$	Yayıma süresi (Makespan)
$D_j$	j işinin teslim edilmesi plânlanan/istenen zaman (due date)
$E_j$	j işinin erken bitme süresi (earliness time)
$F_j$	j işinin akış süresi (Flow time)
$L_j$	j işinin gecikme süresi (Lateness)
$P_j$	j işinin işlem süresi (Processing time)
$R_j$	j işinin salıverme/geliş süresi (release time)
$S_j$	j işinin başlama zamanı (start time)
$T_j$	j işinin teslim gecikmesi süresi (Tardiness)
$W_j$	j işi ağırlığı (Weight)
$\alpha$	makine ortami (machine number)
$\beta$	İşleme özellikleri ve kısıtlamalarına ( Processing characteristics and constraints)
X	Çizelgeleme (Schedule)
$z, \gamma$	Gereken hedefi(objective function)

# 1. GİRİŞ

Sıralama ve çizelgeleme, üretim ve hizmetişletmelerinde temel bir karar mekanizması çeşidi olup, içinde bulunduğumuz yüzyıl içinde özellikle üretim alanında önemli şekilde ilgi görmeye başlamıştır (Pinedo, 2008). Bu bağlamda çizelgeleme, bir ya da daha fazla amacı gerçekleştirmek için kısıtlı kaynakların görevlere atanmasını ele alan bir karar verme işlemidir. Üretim çizelgeleme, üretim planlama ve kontrolünde en önemli işlemlerden biri konumundadır ve işlemlerin pazarda varlığını sürdürmeleri için de oldukça önem arz etmektedir.

Üretim çizelgeleme problemleri toplam tamamlanma süresi minimizasyonu, toplam akış süresi minimizasyonu gibi amaçların yanında, toplam gecikme süresi minimizasyonu, ortalama gecikme süresi minimizasyonu, toplam erken bitirme süresi minimizasyonu, geciken iş sayısı minimizasyonu vs. ürünlerin erken ya da geç bitirme olmadan zamanında bitirilmesi gibi amaçlar da içermektedir. Bu amaçlardan, işlerin, özellikle gecikme ya da erken bitirme söz konusu olmadan tam zamanında bitirilmesi amacı ile işlerin aslında tam istenilen zamanda bitilmesi hedeflenmektedir.

Son zamanlarda üretim alanında en popüler kavramlardan birisi “Tam Zamanında Üretim (TZÜ)” kavramıdır. “Tam vaktinde” konusu ürünleri tam zamanında üretme anlamına gelir; eğer işler olması gerektiğinden erken veya geç tamamlanırsa, bazı envanter maliyetleri (gecikme bedelleri) veya ürünlerin bozulması meydana gelebilir. İşler (siparişler), mümkün olduğunca teslim tarihlerine yakın bir vakitte bitirmek üzere planlandığından dolayı, hem erken hem de geç teslimden oluşan maliyetleriyle beraber çizelgeleme modelleri ya uyum göstermektedir ya da “tam teslim” fikrine uygun bir şekilde ne çok ne çok erken bir sürede gelir-maliyet dengesi göstermektedir. Bundan dolayıdır ki, “tam zamanında teslim” fikri aynı zamanda birçok üretim firmasının yaşadığı erken/geç (E/G) çizelgeleme problemlerini, tam teslim tarihlerini ve optimize edilmiş ölçütleri tespit ederek çözüme ulaşmayı sağlar.

Bir başka deyişle, TZÜ kavramına göre, ideal bir çizelge için tüm işlerin teslim tarihlerinde (due date) tamamlanması gerekir. Literatürde işlerin erken ya da geç tamamlanmasının cezalandırıldığı çizelgeleme modeli erken/geç (E/G) çizelgeleme problemi olarak adlandırılmaktadır. Bu problemde işlerin erken ve geç geç bitirilmelerine ceza verilerek, E/G cezalarının toplamını en küçükleyen iş çizelgesinin bulunması hedeflenmektedir.

Literatürde, çok makineli - tek makineli, farklı teslim tarihli-aynı teslim tarihli işler, farklı-aynı E/G cezalı, hazırlık sürelerisıradan-bağımsız – sıraya bağımlı gibi çok farklı türde E/G çizelgeleme problemi türü bulunmaktadır.

Bu çalışmada, TZÜ prensibine uygun olarak faaliyet gösteren üretim firmaları için farklı teslim sürelerine sahip işlere sahip olan erken/geç bitirme süresi minimizasyonu amaçlı tek makine çizelgeleme problemi ele alınmıştır. Bu problem, çözümü karmaşık olan NP-zor sınıfı bir problemdir. Ele alınan problemin çözümü için iki aşamalı bir çözüm metodu önerilmiştir. İlk olarak, Dal ve Sınır algoritmasını kullanarak uygun sıralamayı bulmak, ikinci olarak da; makineye boş zamanının eklenmesi ile ilk aşamada elde edilen çözümü güncellemek.

E/G probleminde, birçok araştırmacı, Dal ve Sınır yönteminin çözümlenmesini azaltmak için üst sınır (upper bound) kullanmaktadır. Akjiratikartl ve Yenradee (2004) ve Baker (2014)'a göre ise, üst sınır kullanımı, problemin boyutu küçük olduğunda (20 işten az) bile uygun değildir. Bundan dolayı bu çalışmada, küçük boyuttaki problemleri çözmek için, Dal ve Sınır yöntemdealt sınır (lower bound) yaklaşımı tercih edilmiştir.

Bu çalışmada geliştirilen model, Etiyopya'da faaliyet gösteren bir trektil firmasının makine çizelgeleme problemine adapte edilmiştir. Bu göre 4, 5 ve 8 iş boyutlarını için örnek çözümlere yer verilerek gerçek hayat uygulaması yapılmıştır.

Çalışmanın bundan sonraki kısımlarında, bölüm 2’de, üretim çizelgeleme ile ilgili genel kavramların aktarıldığı bir literatür çalışması yapılmıştır. Bölüm 3, temel tek makine çizelgeleme problemi ve türleri hakkında bilgi verilerek, bu çalışmada ele alınan E/G probleminden bahsedilmiştir. Bölüm 4’te E/G çizelgeleme problemi ile ilgili literatür çalışmaları özetlenmiştir. Bölüm 5’de problemin tanımı ve çözüm metodoloji yanı sıra çözüm yaklaşımı ayrıntılı açıklaması mevcuttur. Bölüm 6, uygulamaya yer verilerek önerilen modelin gerçek hayat problemine uygulaması aktarılmıştır. Son olarak, bölüm 7’de çalışmanın bulguları tartışılmış ve gelecekteki araştırmalar için tavsiyelerde bulunulmuştur.

## 2. ÜRETİM ÇİZELGELEME

### 2.1. Sıralama ve Çizelgeleme

Literatürde çizelgelemenin birçok farklı tanımı bulunmaktadır. Bunlardan bazıları aşağıdaki gibidir:

Çizelgeleme, işlerintamamını yerine getirmek için kaynakların zamana göre paylaşımını yapmaktır (Baker,1974). Çizelgeleme; görevlerin bütününe yerine getirmek için kaynakların, makinanın zamana göre paylaşımını yapmaktır (Herrmann,2006).

Çizelgeleme, istenilen zamanda istenilen çıktuların elde edilmesi için bütün gerekli aktiviteleri yerine getirmek suretiyle kaynakların organize edilmesi, seçilmesi ve zamanlaması sürecidir (Morton ve Pentico, 1993).

Çizelgeleme verilen zaman periyotları içinde kaynakların görevlere tahsis edilmesini sağlarken bir veya daha fazla amacı optimize etmeyi hedeflemektedir(Pinedo, 2008), Çizelgeleme teorisi, sınırlı kaynaklarıişleri zamanında bitirebilmek için en uygun düzeyde kullanmaktır (Lawler ve arkadaşları, 1989). Çeşitli görev ve hedefleri başarmadaki genellikle sınırlı kaynaklardan optimal düzeyde fayda sağlanabilinmesidir (Bellman ve arkadaşları 1982).

Bu tanımlardan yola çıkarak çizelgeleme şu şekildedetanımlanabilir: bir karar verme süreci olarak, kaynakları (makine) zamana göre paylaşdırma, işleri (görevleri) bir araya getirme ve belirliamaçlı optimize etmektir.

Sıralamanın da aynı şekilde birçok literatürde tanımı yapılmaktadır, örneğin makinalar yoluyla işlerin sırasdır.

Günümüzde öngörülemez üretim ortamında bir üretim tesisi yöneticisinin işleri minimum kaynak kullanarak tam zamanında, istenen kalitede ve en küçük maliyetle bitirmeyi hep aklında tutması gerekir. Yöneticinin aynı anda, zaman hakkında en iyi takvimi önemsemesi gerekir ve amaçlarını yerine getirebilmesinin önünde de bir takım kapasite kısıtları vardır. Bu endişelerden biri, “sıralama problemleri” olarak bilinen bir çalışma alanına dönüşmüştür; öyle ki, bu çalışma alanı farklı hedefler altında en ideal zamanlamayı, çeşitli makine durumlarını ve işin özünü kavramayı içermektedir.

Çizelgeleme problemlerinin duyurulması 1993'te Gotha'da ortaya çıkarılmıştır (Tkindt ve Billant, 2006). Çizelgeleme problemleri, bazı kısıtlar altında belirli amaçları yerine getirebilmek için kaynakların görevlere tahsis edilmesi üzerine odaklanmaktadır (Jozefowska 2007).

Sıralama ve çizelgeleme problemlerinin, işlerin makinelere, havaalanında uçuşların planlanmasında, bilgisayar operasyon sisteminin tamiri için çizelgeleme yapımında, otobüs seferlerini ayarlanmasında, işgücünü ayarlamak için hastanelerde, okullarda derslerin sınıflara atanmasında vb. birçok farklı alanda uygulanması mevcuttur.

## 2.2. Çizelgeleme Çevresi, Kısıtlamalar ve Hedefler

Genel anlamda çizelgeleme problemleri üç şeyi kapsamaktadır: **amaç fonksiyonunu** optimize etmek için bazı **kısıtlamalara** göre **makinalar** üzerine çizelgelemesi yapılması gereken işlerdir ve amaç her bir işin ne zaman ve hangi makine üzerine yapılacağını belirleyen bir çizelge oluşturmaktır.

Üretim aşamasında ortaya çıkan envanter kontrolü, işgücü planlaması, süreklilik çizelgesi, kapasite kontrol ve fiyatlandırma gibi birçok problem, aslında makine çizelgeleme ile bağlantılıdır (Framinan ve arkadaşları, 2014).

Pinedo (2008), Lawler ve arkadaşları (1993), Graham ve arkadaşları (1979), Blazewicz ve arkadaşları (2007); Brucker (2004) ve diğerlerine göre çizelgeleme problemleri üç sembol ile temsil edilmektedir,  $\alpha | \beta | \gamma$ .

Bunlardan ilki ' $\alpha$ ', makine çevresini ifade eder ve sadece bir giriş içerir. ' $\beta$ ' ise süreçteki özellikler ve kısıtlamalar hakkında detayları verir ve hiç bir giriş içermeyebilir veya tek giriş - çoklu giriş içerebilir. Sonuncusu olan ' $\gamma$ ' ise hedefi minimize etmeyi tanımlar ve arada sırada tek giriş içerir ama bazen iki veya üç giriş de içerebilir. Ancak, French (1981), Conway ve arkadaşları (1967) ise çizelgeleme problemlerinin dört parametre ile (n/m/A/B) sınıflandırılabilirliğini ileri sürmektedir. İlki olan n: işlerin sayısını, m: makinelerin sayısını, A: makine ortamındaki ki akış profili veya disiplinini ve son olarak B ise çizelgenin değerlendirileceği performans sonuçlarını tanımlar. Biz ise bu çalışma kapsamında, üçlü gösterimi kullanacağız.

### 2.2.1. Makine çevreleri

Birçok makine çevresi mevcuttur ( $\alpha$ ); Bunlardan en çok bilinenleri şöyle sıralayabiliriz;

**Tek makine (1)** – Mümkün olan bütün makine çevrelerindeki en basit örnektir ve bir makine n kadar işi kapsar.

**Paralel olarak özdeş makineler ( $P_m$ )**: m, tek bir operasyon gerektiren n kadar işte, paralel olarak ayırt edilemeyen özdeş makinalardır. j işi tek bir işlem gerektirir ve m makineden birinde işlenebilir.

**Paralel özdeş olmayan makineler ( $Q_m$ )** -  $P_m$  'nin öngördüğü gibidir. Amamakinelerin hızları birbirinden farklıdır.



**Paralel olarak bağlantısı olmayan makinalar ( $R_m$ ):**  $Q_m$ 'in öngördüğü ile aynıdır ki; makinanın hızı işin doğasına göre değişkenlik göstermektedir.

**Akış tipi üretim ( $F_m$ ):**  $m$  makinesi bulunmaktadır: Herbir iş  $m$  makinenin her birinde aynı rotayı izleyerek işlenmek zorundadır.

**Esnek akış tipi üretim ( $FF_c$ ):** paralel makine ve akış tipi üretim çevrelerinin bir kombinasyonudur.

**Atölye tipi ( $J_m$ ):**  $m$  makineli bir ortamda, her bir işin kendine özel rotası vardır. İşler her makinede işlem görmek zorunda değildir. Akış tipine göre daha karmaşık bir iş ortamıdır.

**Esnek atölye tipi ( $FJ_c$ ):** Paralel makine ve atölye tipi iş çevreleri arasında bir kombinasyondur.

**Atölye tipi montaj ( $AJ_m$ ):** En az iki unsurdan oluşan ve en az bir montaj işlemi içeren operasyonları kapsar.

**Açık atölye ( $O_m$ ):** iş rotasında bir kısıtın olmadığı  $m$  makineden oluşan ortamdır.

### 2.2.2. İşlem kısıtlamaları

İş atölyesi, dikkat edilmesi gereken bazı kısıtlamaları içerebilir. Bu kısıtlamalar, makinaların kapasiteleri veya teknolojik kısıtlamalar olabilir ve çizelgeleme probleminde bunlar tanımlanmak zorundadır. Çizelgeleme problemi bir ya da daha fazla kısıt içerebileceği gibi hiçbir kısıtlama da içermeyebilir. Pinedo'ya (2008) göre, bazı kısıtlamalar aşağıdaki gibidir:

**Hazır olmazamanı**( $r_j$ ) –  $j$  işinin, hazır olma zamanı olan  $r_j$  den önce işlemini başlatamayacağı anlamına gelmektedir. Eğer  $r_j$ ,  $\beta$  alanında meydana gelmezse,  $j$  işinin işlemi herhangi bir zamanda başlayabilir.

**Kesinti**( $prmp$ ) – Eğer makineye bağlanan iş işlem süresi sona erene kadar makinede kalmak zorunda değilse, işleme sırasında durdurulup yerine başka bir iş bağlanabiliyorsa  $\beta$  alanında  $prmp$  sembolü gözükür.

**Öncelik Kısıtları** ( $prec$ ) – Eğer işler arasında, bir iş başka bir iş tamamlanmadan başlayamaz, şeklinde öncelik kısıtı varsa bu sembolle belirtilir.

**Arızalar** ( $brkdown$ )–Makinelerin sürekli olarak çalışmadığını, kesintiye uğrayabildiğini belirtir.

**Toplu işlem** ( $batch(b)$ ) – Bir makinanın aynı zamanda birçok farklı işi hazırlama kapasitesi olduğunu söyler.

**Değiş tokuş** ( $prmu$ )- Akış tipi atölyede her makine önüne gelen işleri ilk gelen ilk çıkar kuralına göre işliyorsa bu sembol kullanılır.

**Tekrar İşleme** ( $rcrc$ ) – Atölye tipi veya esnek atölye tipi çizelgelemede, bir iş daha önce uğradığı makineye tekrar uğruyorsa, bu sembol kullanılır.

**Engelleme (block)** – Açık atölyede ardışık iki makine arasında yer alabilecek iş yığını sınırlı ise ve iş yığını kapasitesi dolmuşsa, önceki makinede tamamlanan işlerin sonraki makineye salıverilmesine izin verilmez, bu duruma bloklama denir.

**Beklenmez (nwt)** – Açık atölyede işlerin ardışık iki makine arasında beklemesine izin verilmiyorsa bu sembol kullanılır.

**Sıra Bağımlı Hazırlık Süresi ( $ds_{jk}$ )** –Eğer çizelgede j işi k işinden önce geliyorsa  $ds_{jk}$ , k işin başlayabilmesi için gereken hazırlık zamanını ifade eder. Eğer j ve k işleri arasındaki hazırlık zamanı makineye de bağımlı ise o zaman  $ds_{jk}$  ile ifade edilir.

### 2.2.3. Amaç Fonksiyonları

Çizelgeleme problemindeki genel amaç fonksiyonları aşağıdaki gibidi Pinedo(2008):

**En büyük Tamamlanma Zamanı (Makespan) ( $C_{max}$ ):**  $C_j$  işlerin tamamlanma zamanlarını belirtir. Burada sistemi en son terk eden işin tamamlanma zamanı ( $C_{max}$ ) enküçüklenmeye çalışılır.

**En büyük Geç Kalma Süresi (Max. Lateness) ( $L_{max}$ ):** İşlerin teslim zamanları ile tamamlanma zamanları arasındaki farkı ifade eder. Geç Kalma Süresi planın teslim tarihinden sapmasını kontrol eder. Eğer iş teslim tarihinden sonra tamamlanmışsa pozitif, teslim tarihinden önce tamamlanmışsa negatif değer alır.

$$L_j = C_j - d_j$$

**Gecikme (Tardiness ( $T_j$ )):** İşler teslim zamanında bitirilememişse, ne kadar süre geciktiğini ifade eder. Bir diğer ifade ile erken bitirilen işin ne kadar erken bitirildiği önemli değilse bu değer gecikme (tardiness) olarak adlandırılır ve  $T_j$  ile gösterilir.

$$T_j = \max(C_j - d_j, 0) = \max(L_j, 0)$$

**Toplam Ağırlıklı Tamamlanma Zamanı (Total weighted completion time) ( $\sum w_j C_j$ ):** n tane işin ağırlıklı tamamlanma zamanları elde bulundurma maliyeti veya stok maliyeti göstergesi olarak enküçüklenmeye çalışılır. İşlerin toplam tamamlanma zamanı literatürde akış süresi ( $F_j$ ) olarak da belirtilir. Toplam ağırlıklı tamamlanma zamanı ise toplam ağırlıklı akış süresi ( $\sum w_j F_j$ ) olarak geçebilmektedir.

**Toplam Ağırlıklı Gecikme (Total weighted Tardiness) ( $\sum w_j T_j$ ):** Toplam ağırlıklı tamamlanma zamanının daha genel maliyet fonksiyonudur.

**Akış Süresi (Flow Time (Fj)):** Kriter olarak işlerin sisteme girdiği an ile sistemi terk ettiği an arasındaki zaman farkı olarak tanımlanabilecek işlerin sistemde kalış süresi esas alınır.

### 2.3. Çizelgeleme seviyeleri

Alharkan'a (2011) göre sıralama ve çizelgeleme karar verme sürecinin birçok seviyesinde gözlemlenmiştir.

**Uzun vadeli planlama** - Mevcut durum ve çizelge 'den öngörülen duruma doğru zamansal hedefler arasında başarılı olmak için yapılır. Ve gerçek değerle hesap edilen değer arasındaki farkı (operasyonel ve stratejik) bulmak ister. Buradaki süreçte; hesaplama, planlama, kuruluşların, distribütör merkezlerinin, bölümlerinin ne boyutta olduğunu gösterir. Genelde, bu seviye için ortalama süre 2 ile 5 yıl arasındadır. Çizelgeleme modellerini kapsayan bu konular ise; bir araya getirme, toplama, ön tahmin ve entegrasyondur.

**Orta vadeli planlama** - bu seviyede, üretimin düzenliliği, mevsimsel talebi karşılamak için dengeli kapasiteyi sağlamak amacıyla kaynakların yeniden düzenlenmesi ile ilgilenmektedir. Ortalama süre ise 1 ile 2 yıl arasında değişmektedir. Çizelgeleme modelleri ise; gruptama, toplama, birleştirme yapılarak belirlenmektedir.

**Kısa vadeli planlama** - bu seviye materyal gereklilik planlaması (MGR) ve teslim tarihi belirlemeyi içermektedir. Ortalama süresi ise 3 ile 6 ay arasındadır.

**Tahmini çizelgeleme** - Bu seviye, sipariş sıralamasını, hazırlanma süreç dengesini ve miktar boyutunu kapsamaktadır. Genel düzeyde ortalama süresi 2 ile 6 haftadır.

Ön tahmin ve yönetim bilgi sistemleri daha fazla üzerinde dikkat edilmesini gerektirse de, sıralama, zamanlama ve yapılacak iş sıralaması bu seviyede belirlenir.

**Tepkisel çizelgeleme ve kontrol** - Bu her gün veya her üç günde bir yapılmaktadır. Hemen yapılması gereken işler, düşü makinalar ve gecikmiş materyaller bunların bir kaç örneğidir.

Bu çalışmada, tepkisel çizelgeleme ve kontrol üzerine odaklanılmıştır.

#### **2.4. Çizelgeleme problemlerinin sınıfları ve kategorileri**

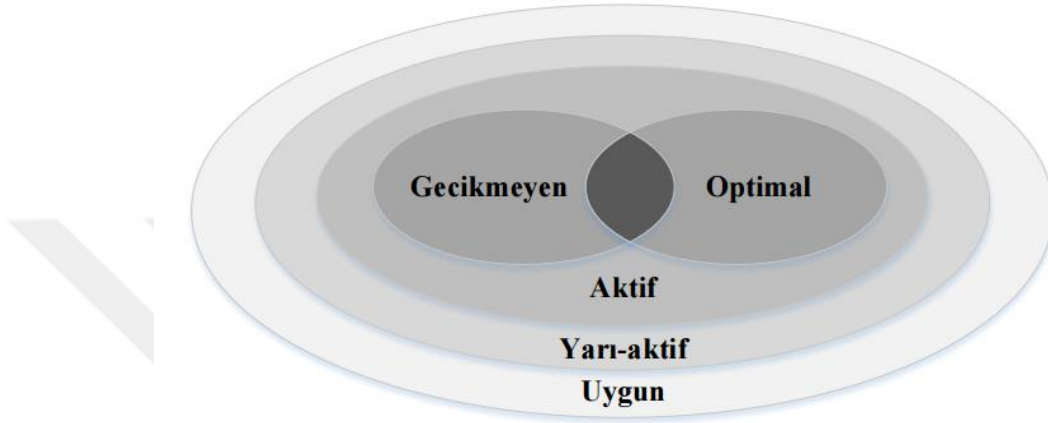
T'kindt ve Billaut'e (2006) göre erken/geç(E/G) problemi açısından "tam vaktinde" çizelgeleme problemlerinin dört çeşidi mevcuttur.

**Makinaya boş vakit eklemesi yapan çizelgeler** - planlanmış her bir operasyondan önce eğer makinalar, pozitif veya boş bir süre boyunca, istenenek boş bırakılırlarsa makinaya boş vakit eklemesi yapmak anlamına gelir. Bu boş zaman eklemesi, erken bitirme için önemli cezaların olduğu veya vaktinde bitirmede ödüllerin olduğu bazı işlemlerin başlamasını geciktirmek için önemlidir (Kanet ve Sridharan, 2000).

**Gecikmesiz çizelgeleme** - ise aynı zamanda aktif çizelgeler olup, operasyonlar, makinenin atıl kalma süreleri minimize edilecek ve işlenmeye hazır işin olması durumunda makinenin boşta kalması engellenecek bir biçimde çizelgeye yerleştirilir.

**Aktif çizelgeleme** - Eğer herhangi bir makinedeki sırayı değiştirerek bir işi daha erken başlatabiliyorsak bu harekete genel sola kaydırma denir. Eğer bir çizelgede hiçbir genel sola kaydırma yapılamıyorsa o çizelgelere aktif çizelge denir (Özfirat, 2013).

**Yarı aktif çizelgeleme** – Eğer herhangi bir makinedeki sıra değişmeden bir iş daha erken başlatılabiliyorsa bu harekete yerel sola kaydırma denir. Eğer bir çizelgede hiçbir yerel sola kaydırma yapılamıyorsa o çizelgeye yarı aktif çizelge denir (Özfiat, 2013).



Şekil 2.1. Çizelgeleme sınıflarının (Gölcük vd.,2014)

Bununla beraber, çizelgeleme problemleri 4 kategoriye ayrılabilir(Alharkan,2011):

**Deterministik** – Sipariş işleri, işlerin teslim tarihleri, sipariş verme, işlem süreçleri olarak bilinen işlerin varış durumlarını içeren sistemin bütün unsularının bulunduğu problemlerdir. Yani, çizelgeleme probleminde, belirsiz bir durum yoktur. Üretim ortamında, deterministik çizelgeleme aynı zamanda tahmini çizelgeleme olarak da bilinmektedir. Tepkisel çizelgeleme aha kısa bir planlama periyodu için deterministik çizelgeleme olarak da düşünülebilir (Blazewicz, 2007).

**Statik-** Zaman içinde işler değişmez ve iş bitiminden önce ulaşılabilir.

**Dinamik-** Dinamik ve statik arasındaki fark dinamik problemlerde işler zamanla değişime uğrayabilir ve işlerin varış süresi değişkenlik gösterebilir.

**Olasılıksal-** Sistemin en az bir unsuru/ parametresi olasılıksal bir davranış gösterir ve önceden belirlenemez.

Çizelgeleme sürecinde, her bir kaynağın miktarını ve çeşidi bilmemiz gerekmektedir çünkü görevler, deterministik bir yolla uygun bir şekilde bitirilebildiğinde karar verebiliriz.

Kaynakları belirlediğimizde, aynı zamanda etkili bir biçimde çizelgeleme probleminin de sınırlarını belirlemiş oluruz. Ek olarak, her bir görevi de, tamamlanması gereken vakit, başlayabileceği en erken zaman, sürerliliği ve kaynak gereksinimimizi gibi bazı bilgiler açısından belirlemiş oluruz. Aynı zamanda, görevlerin arasında meydana gelen herhangi bir teknolojik kısıtlamayı da tanımlamış oluruz. Kaynaklar ve görevler hakkındaki bilgiler de çizelgeleme problemini tanımlar.

Bir görev bazen bir iş olarak tanımlanabilir bazen ise bir iş operasyon olarak bilinen birçok görevi de içinde barındırabilir. Ancak, bir çözüm bulmak çoğu zaman zor bir şeydir ve çözümü yaklaşımı çizelgeleme problemini anlamada ve sonrasında da ona uygun iyi bir çözümü ortaya koymaktayardımcı olur. Birçok çizelgeleme probleminde, çizelgeler Gantt şeması ile sunulmaktadır. En temel formunda, bu Gantt şeması, Cox ve arkadaşları (1992) göre dikey eksenle makine ve yatay eksenle bir zaman çizelgesi ile beraber göstermektedir. Özellikle planlanmış performans ve aktüel performans arasındaki ilişkiyi grafik yoluyla göstermek açısından, ilk ve en iyi kontrol şeması Gantt şeması olarak bilinmektedir.

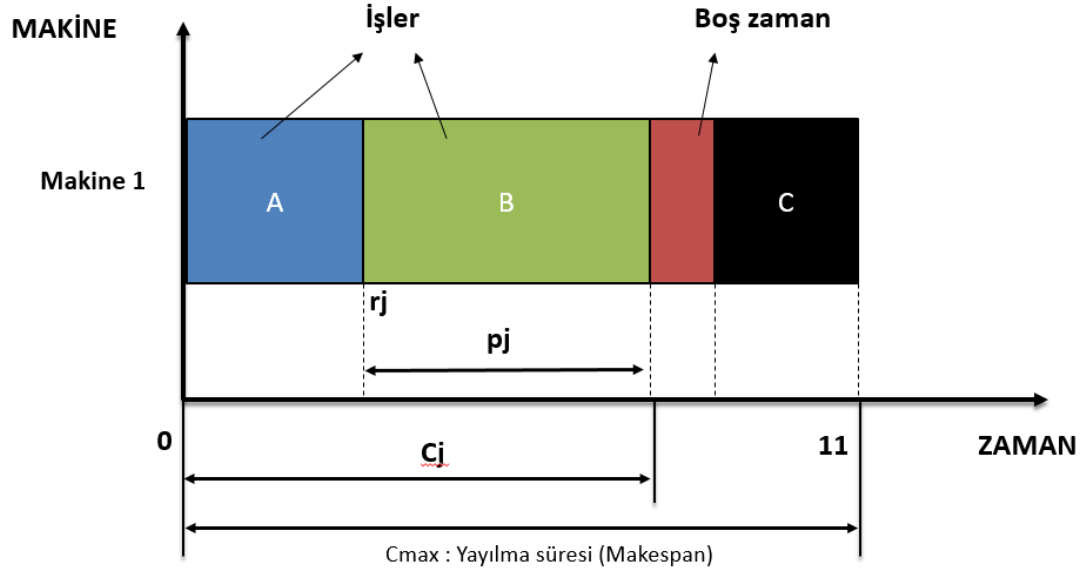
Herrmann'a (2006) göre üretim çizelgelemesinde Gantt şemasının farklı çeşitleri vardır:

Tablo 2.1. Gantt şeması türleri

Şema Tipi	Ünite	Ölçülen miktar	Sunum	Kaynaklar
İşin günlük dengesi	Bölüm veya operasyon	Üretilmiş miktar	Her gün için, başlangıç ve bitiş tarihlerini göstererek	Gantt, 1903 Rathe, 1961
İnsanların kaydı	İşçi	Her gün ve hafta yapılan iş miktarı ve zaman göre ölçümü	İki hafta içinde her gün 3 veya 5 sütun	Gantt, 1981 Rathe, 1961
Düzen şeması	Makine	Belirlenmiş görev süreci ve zaman göre ölçümü	İki hafta içinde her gün 3 veya 5 sütun	Clark, 1942
Gantt yükleme şeması	Makine türü	Çizelgelenmiş görevler ve tarihe göre toplam yükleme	İki ay içinde her gün bir sütun	Mitchell, 1939
Gantt durum şeması	Sipariş	Tarihe göre bitirilmiş işler ve zamana göre ölçümü	İki ay içinde her gün bir sütun	Mitchell, 1939
Çizelgeleme şeması	Bir işteki görevler	Her bir işin başlangıcı ve sonu	45 gün içinde belirlenmiş yatay eksen	Muther, 1944
Durum şeması	Ürün	Her bir ay üretimin sayısı	Bir yıl içinde her ay 5 sütun	Gantt, 1919, 1981
Sipariş şeması	Sipariş	Her bir ay üretimin sayısı	Bir yıl içinde her ay 5 sütun	Gantt, 1919, 1981 Rathe, 1961

Tablo 2.1'e göre, üretim planı için Gantt, siparişi verilmiş şeylerin kayını tutmak için sipariş ve durum şemalarını kullanmıştır. Durum şeması, farklı ürünler için sipariş şemalarının özeti mahiyetindedir. Çizelgeleme şeması türü ise iş için gerekli olan görevlerin planını yapmak ve kaydını tutmak için kullanılmıştır





Şekil 2.2. Gantt şeması

$C_j$  — j işinin bitirilme vakti

$r_j$  — j işinin hazır olma zamanı

$P_j$  — işinin işlem süreci

### 3. TEK MAKİNE ÇİZELGELEME

#### 3.1. Temel Tek Makine Çizelgeleme Problemleri

Pinedo (2008), Blazewicz ve arkadaşları, (2007), ve Baker ve Trietsch, (2009), tek makine çizelgeleme problemlerini bir kaç sebepten dolayı çok önem taşımaktadır. Tek makine denilince akla sadece tek makinenin olduğu atölye ortamları gelmemelidir. Dar boğaz olan makinelerdeki çizelgeleme problemlerinin çözümünün de tek makine problemi olarak ele alınması ile yapılmaktadır.

Tek makine çizelgeleme ile ilgili bir takım genel formüller aşağıdaki gibidir:

**J işinin geç kalması;** işin bitirilmesi ve teslim tarihi arasındaki farktır.

Matematik yoluyla:

$$L_j = C_j - d_j \quad (3.1)$$

Maksimum geç kalma süresi

$$L_{max} = \max(L_1, \dots, L_n) \quad (3.2)$$

Ve ortalama geç kalma süresi

$$\bar{L} = \sum_{j=1}^n L_j / n \quad (3.3)$$

Aynı zamanda, eğer işlerin çizelgesi işin bitirilmesi vaktinde ki bir sapma yoluyla ölçülürse, çizelgelemenin amacı erken veya geç kalmayı minimize etmek olacaktır.

Tamamalama süresi

$$C_j = r_j + p_j + w_j \quad (3.4)$$

$$C_j = t_j + p_j$$

Başlama süresi ( $t_j$ )

$$t_j = r_j + w_j \text{ if } w_j = 0, \text{ then } t_j = r_j \quad (3.5)$$

$$t_j = C_{j-1} \text{ if } C_{j-1} > r_j \quad (3.6)$$

$$= r_j \text{ otherwise} \quad (3.7)$$

**İşin erken bitmesi,  $E_j$**  - negatif gecikmedir ve teslim tarihi ile teslim alma tarihi veya sıfır arasındaki farkın pozitif değeri olarak tanımlanır.

$$E_j = L_j, \text{ if } L_j < 0 \quad (3.8)$$

= 0, aksi takdirde

**İşin geç bitmesi,  $T_j$**  - pozitif gecikme olarak tanımlanır ve teslim alma tarihi ile teslim tarihi veya sıfır arasındaki farkın pozitif değeri olarak tanımlanır.

$$T_j = \max(L_j, 0) \quad (3.9)$$

= 0, aksi takdirde

İşin bitirilmesini etkileyen diğer bir kıstas ise ortalama akış süresidir; siparişteki iş tarafından harcanan ortalama süredir ve bekleme, işlem ve transfer süreçlerini içerir.

Akış süresi,  $F_j$ :

$$F_j = C_j - r_j \quad (3.10)$$

Basit bir tek makine çizelgeleme probleminde, yukarıdaki performans ölçümleri düzenlidir. Pinedo (2008) , Baker ve Trietsch, (2009) ve diğerlerine göre genel bir tek makine problemi için aşağıdaki koşullar geçerlidir;

- Çizelgeleme amacı  $Z$ 'yi minimize etmektir.
- Eğer çizelgedeki bitirilme sürelerinden en az biri artarsa  $Z$  ancak o zaman artabilir.

Ancak, E/G probleminde, amaç fonksiyonu düzensizdir. E/G probleminde, iki adet amaç değişkeni vardır. Eş zamanlı olarak bu iki amacı minimize etmek gerekir. Tek makine probleminin tek bir amacı ile karşılaştırıldığında, iki amaçlı E/G problemi çok daha karmaşıktır çünkü problemlerin çoğu daha önce belirtildiği üzere zaten NP-zor sınıfı problemdir.

### **3.2. E/G problemi**

Önceki bölümde açıklandığı gibi, erken veya geç kalma problemi düzensiz bir amaç fonksiyonuna sahiptir. E/G probleminde amaç fonksiyonuliteratürde Tablo 3.1 de gösterildiği gibi farklı formlarda ele alınmıştır.

Tablo 3.1. E/G probleminde amaç fonksiyonu

Amaç değişkeni	Yazarlar
$f(\delta) = \alpha \sum_{j=1}^n C_j + \beta \sum_{j=1}^n E_j$ , olduğu zaman $T_j = C_j + E_j - d_j$	Hoogeveen ve Van de Velde (1996)
$Z(\Pi_s) = \sum_{j=1}^n w_j (E_j + T_j)$	Chang (1999)
$LP = \min \sum_{i=1}^n \alpha_i E_i + \beta_i T_i$	Hendel ve arkadaşları (2009)
$V = \min \sum_{i=1}^N (h_i E_i + w_i T_i + y_{ji} S C_{ji})$	Akjiratikarl ve Yenradee (2004)
$1/r_j / \sum \alpha_j E_j + \beta_j T_j$	Sourd ve Kedad-Sidhoum (2005)
$1 / \sum \alpha_j E_j + \beta_j T_j$	Tanaka (2012)
$\sum_{j=1}^n (h_j E_j^2 + w_j T_j^2)$	Valente ve Moreia (2009)
$1/d_i, nmit/F \ell(\bar{E}^\alpha, \bar{T}^\beta)$	Ow ve Morton (1989)
$1/p_i = 1, d_i, F(E_i, T_i) \leq D$ , olduğu zaman D is amaç fonksiyonudur	Garey ve arkadaşları (1988)
$1/p_i = 1, d_i, nmit/\epsilon (\bar{E}/\bar{U})$	Kondakci ve arkadaşları (1997)
$1/d_i/F \ell(\bar{E}, \bar{T})$	Kim ve Yano (1994)
$\sum_{j=1}^n (E_j + T_j^2)$	Schaller (2004), Valente (2008), Valente ve Goncalves (2009), Valente ve Schaller (2010)

Bu konuda detaylı bilgi için T'kindt ve Billaut (2006, s. 135-191) referansına başvurulabilir.

### 3.3. Tek makinada E/G problem için çözüm yaklaşımları

E/G çizelgeleme problemleri son yıllarda oldukça önem kazanmıştır. Çünkü bu problem, TZÜ kavramını içeren yalın üretim ortamında sıkça kullanılmaktadır. "Tam vaktinde" kavramına göre, erken ve geç kalmanın meydana gelmesi,

işletmenin karlı elde etmesine engel olarak görülmüştür. Çünkü örneğin, bir jüt fabrikasında, geç kalma durumu ürün kaybına yol açar ve bu da tabii ki tüketici kaybına dolayısıyla fabrika itibarının zedelenmesine neden olur. Tabii olarak, bunlar aynı zamanda ödemenin geçikmesine sebebiyet verir. Bununla birlikte erken bitirme durumu ise maliyeti olan stoklara ve ürün kalitesi kaybına neden olur. Bütün bu sorunların toplamından dolayı, performans ölçümleri bilinen algoritmalarla hesaplanamaz. Bu bölümde, erken ve geç kalma problemi için önerilen farklı çözüm yaklaşımlarını inceleyeceğiz.

Çizelgeleme problemlerine çözüm bulmada Bir dizi teknik kullanılmaktadır. Ancak, E/G probleminde, karışıklığından dolayı, basit bir şekilde bu sorunu çözecek genel bir algoritma mevcut değildir. Kanet ve Sridharan (2000) bir çok araştırmacı tarafından geliştirilen çözüm yöntemlerini, **optimizasyon yöntemi, E/G sezgisel yöntemleri, sezgisel aramalar, zaman çizelgeleme** gibi şekilde sınıflandırmıştır.

**Optimizasyon yöntemleri**– karışık tamsayı programlama metodunu, dinamik programlamayı, Dal ve Sınır yöntemlerini kullanır.

Bazı araştırmacıla E/G probleminde maliyetini minimize etmek için karışık tam sayı programlama yöntemini kullanmıştır (Coleman, 1992; Sourd ve Kedad-Sidhoun,2003; Bülbül ve arkadaşları, 2007). Coleman'a (1992) ıra bağımlı hazırlık zamanlı, farklı teslim zamanlı ve farklı erken / geç kalma ceza bedellerine sahip tek makine problemi için 0-1 tamsayı programlamasında modeli önermiştir. En uygun çözümler, sekiz işe kadar olan problemler için bulunmuştur.

Chang (1988) işin tamamlanma vaktinin kesin sapmasını minimize etmek için, Tanaka (2012) erken / geç çizelgeleme problemlerinin toplam değerini minimize etmek için, Ventura ve Weng'de (1995) ortalama geç / erken kalma süresini minimize etmek için Dinamik programlama yaklaşımını kullanmıştır. Chang (1988),

işin tamamlanma süresindeki kesin sapmayı minimize etmek ve optimal sıralamayı bulmak için dinamik programlamayı kullanmıştır.

*Dal ve sıra* - Hoogeveen ve Velde (1996) ve Chang (1999), bir çizelgenin toplam kesin sapmalarını minimize etmek amacı altında bir dizi iş için optimal bir çizelgeyi bulmak için, Detienne ve arkadaşları (2010) ise Lagranj çoklayıcı alanını azaltarak, salım tarihi ile beraber erken / geç kalma problemini minimize etmek için, Fry ve arkadaşları (1996) vasat düzeyde kesin olana gecikmeleri minimize etmeye çalıştığını ileri sürüyor. Kim ve Yano (1994) ortalama geç kalma (lateness) problemlerini minimize etmek için, Sourd ve Kedad-Sidhoum (2003) ise erken ve geç kalma cezalarını minimize etmek için çalışmalarında Dal-sınır Algoritmasını kullanmıştır.

Ayrıca Sourd (2009) erken ve geç kalma problemi için etkili bir metot elde etmek için, Yano ve Kim (1991) ağırlıklı erken ve geç kalma problemlerini minimize etmek için, Yau ve arkadaşları (2008) boş vaktin izin verildiğini makine kısıtı altında çözüm bulmak için, Li (1997) ise boş zamanlı makinayı göz önünde bulundurmadan toplam erken kalma ve gecikme bedellerini minimize etmek için Dal-sınır Algoritmasını kullanmıştır.

Sridharan ve Zhou (1996), Mannur ve Addagatla (1993) ve Nandkeolyar ve diğ. (1993) E/G problemleri için sezgisel yöntem geliştirmiştir.

*Sezgisel arama*, komşuluk arama metoduna veya genetik algoritmaların uygulanması temeline dayanmaktadır. Komşuluk arama metodunda, bitişik çift değişimi metodunu kullanır. EDD, SPT, WSPT, WLPT, ve EST gibi en basit kurallardan edinilen başlangıç çözümü elde edilerek, komşuluk arama ile çözümler iyileştirilmeye çalışılır.

Baker (2014) erken ve geç kalma bedellerini minimize etmek için stokastik çizelgeleme problemini ele almıştır. Çalışmada APT metodu kullanılmıştır. Başarılı

bir şekilde en uygun ve optimale yakın çözümler elde edilmiştir. Ancak birçok araştırmacı, bu metodu daha büyük problemler için algoritma etkinliğini geliştirmek amacı ile başlangıç çözümü elde etmek için kullanmıştır. Yano ve Kim (1991), Sourd ve Sidhoum (2005), Keyser ve Sarper (1991). Lee ve Choi(1995) genel olarak genetik algoritma ile başlangıç çözümü için bu metodu kullanmıştır.

Tung-I Tsai (2007) kesikli teslim ve hazır olma zamanlıbüyük ölçeklitek makine erken / geç kalma problemleri için Ow ve Morton tarafından geliştirilmiş EXP-ET kuralını modifiye edilmiş zamanlama süreci ile uygulayarakgenetik algoritma önermiştir.

Müller'e (2005) göre zaman çizelgeleme, paylaşım yapmak ve hedeflere göre verilen sınırlı kaynakları boş zaman oluşturarak efektif bir şekilde kullanmak demektir. Zaman çizelgeleme algoritmaları, 1977'de Sidney tarafından bulunmuş ama Lakshminarayan (1978) ve arkadaşları Davis ve Kanet (1993), Lee ve Choi (1995), ve Szwarc ve Mukhopadhyay (1995) tarafından geliştirilmiştir. Sidney'in (1977) çalışması, E/G problemlerini içeren ilk çalışma olarak ortaya çıkmaktadır.  $1 \parallel \max\{g(\max\{E_j\}); h(\max\{T_j\})\}$ , hem  $g$  hemde  $h$ 'nin  $g(0) = h(0) = 0$  gibi sürekli devam eden ve azalma göstermeyen fonksiyonun olduğu problemlerdir. Her bir  $j$  işi için, bir hedef zaman  $a_j$  ve hedef bitirme vaktidir (teslim tarihi)  $b_j > a_j$ . Bu parametreler, if  $a_j < a_k$ , o zaman  $b_j \leq b_k$  gibi bir özelliğe sahiptir. Bu durum, bir özelliği olan en az bir en uygun çizelgenin olduğunu söyler ve azalım göstermeyen  $a_j$  ve  $b_j$  tarafından sürekli siparişi verildiğini ve en uygun bir permütasyon edinmek içinboşa çıkardığını söylemektedir.

Permütasyonu verdikten sonra ise, Sidney,  $E_j$  ve  $T_j$  için daha üst bir sınır bulmuştur ve bu sınırları, iki aşamalı basit bir yöntem kullanan işlerin zaman çizelgelemesinde kullanmıştır.



### 3.4. Genel ve Kesikli Teslim Tarihi için E/G Problemi

Birçok arařtırmacı, erken ve ge kalma problemlerinin, teslim tarihine dayalı olarak iki ana kategoride sınıflandırmıřtır. Bařka bir deyiřle, DDD olarak tanımladıđımız kesikliteslim tarihi{di}problemleri ve CDD olarak tanımladıđımız genel teslim tarihi{di = d} problemleri kategorileridir. Basit bir yolla, bazı arařtırmacılar ise tanımlanmıř veya farklı bedelleri lineer ve lineer olamayan erken ve ge kalma bedellerini tanımlar.

E/G probleminin genel teslim tarihi versiyonu iřler için farklı teslim tarihlerine sahiptir ve genel olarak řöyle tanımlanabilir:

$$F(S) = \sum_{j=1}^n (\alpha_j E_j + \beta_j T_j) \quad (3.11)$$

Simetrik ve asimetrik fonksiyonlar arařtırmacılara göre NP-zor sınıfına dahildir (Baker ve Trietsch, 2009; Abdul Razaq ve arkadaşları, 2010; Sourd ve Sidhoum, 2005; Kanet ve Sridharan, 2000; Hoogeveen ve Van De Velde,1996; Jozefowska, 2007).

Bunlara ek olarak, Garey ve arkadaşlarına göre (1988) yukarıdaki genel probleminin, NP (karmařıklık) problemine bir kanıt niteliğinde olduđu bir gerektir. Bunun gibi basit problem durumlarında bile:  $1 \mid \sum E_j$  and  $1 \mid \sum T_j$  NP (karmařıklık) durumu söz konusudur (Du and Leung, 1990).

Baker ve Trietsch' göre (2009), bu versiyondaki problemleri çözmek çok daha zordur. Bundan dolayı, bu tip bir problemi çözmek ve çizelgeleme probleminin en uygun çözümlünü bulmak için çizelgeleme problemi ikiye ayrılmak zorundadır:

1. İyi bir sıralama bulma
2. Çizelgeleyeboř zaman ekleme

Bu yöntemde, boş zaman ekleme, işin erken bitmesini azaltmak için çok daha önemlidir ve iş sıralamasına bağlılık gösterir. Çünkü E/G problemleri genel olmayan bir performansa sahiptir. Bazı araştırmacılara göre boş zaman eklemesi yapmak genel olmayan performans ölçümlerinde çok daha avantajlıdır.

Kanet ve Sridharan (2000) boş zaman eklemesi yapılmış çizelgeleme problemlerini incelemiştir. Hoogeveen ve Van de Velde (1996) çalışmasında E/G problemi için boş zaman ilavesi yapmıştır. Chang(1999), Chen ve Lin (2002), Ventura ve Radhakrishnan (2003), ceza ağırlıklı E/G toplamını minimize etme amaçlı çalışmalarında boş zaman ilavesini probleme dahil etmişlerdir. Schaller (2004), çalışmasında erken bitirme/ geç bitirmenin karesi toplamının minimize etme amaçlı çalışmalarında boş zaman ilavesi yapmıştır. Fry ve arkadaşları (1987) ağırlıklı mutlak sapma minimizasyonu problemi için boş zaman ilavesini dikkate almıştır.

Bu boş zaman ekleme yöntemi bloklama(Baker ve Trietsch, 2009) ya da diğer ekleme algoritmaları ile (Hoogeveen ve Van de Velde, 1996) yapılabilmektedir. Ama Valente ve Alves (2005), Abdul-Razaq ve Potts (1988) , Ow ve Morton (1989), Gupta ve Sen(1983) ve Chang(1999) gibi yazarlar çalışmalarında boş zaman ilavesini dikkate almamışlardır.

Genel bir teslim tarihi probleminde veya basit bir E/G probleminde, problemler sınırlanabilir veya sınırlanamaz niteliktedir. Eğer problem verilmiş bir işin için

sınırlandırılmışsa ve  $d$  çok sıkı ise,  $d \geq \sum_{i=1}^N p_i$

örneğin  $d$  gibi yeterli büyüklükte ise  $d$  'nin önünde herhangi bir işi yerleştirme esnekliği vardır(Baker ve Trietsch, 2009).

Sınırlandırılmış problemleri genelde çözmek çok daha zor. Baker ve Scudder (1990) ve Gordon ve arkadaşları (2002) sınırlandırılmış ve sınırlandırılmamış problemleri kapsamlı bir bakış geliştirmişlerdir. Bu durum için, boş zaman eklemesi, çizelgelemedeki ilk işe öncelik olarak bir boş zaman eklemesi haricinde, gerekli değildir (Cheng ve Kahlbacher, 1991).

### 3.5. Dal ve Sınır metodu

Dal ve Sınır yöntemi (B&B), ilk kez Land ve Doig (1960) tarafından önerilmiştir. Sistematik bir şekilde olurlu çözümlerin sayılarak en iyi tamsayılı çözümün bulunması için kullanılan genel amaçlı bir DP tabanlı ağaç arama (LP-based tree search) yöntemidir. Sayma yöntemindeki gibi tüm mümkün çözümleri saymaktan ziyade sadece belirli sayıda mümkün çözümü inceleyerek en iyi çözümü bulmaktadır.

Bu metot dallara ayırma ve sınırlama kurallarını kullanır; üç adet yöntemi bulunmaktadır: İlk çözüm ya da üst sınır belirleme, dallandırma ve sınırlama (Rabadi ve arkadaşları (2004)). İlk çözüm belirleme genellikle başlangıçta iyi bir çözüm bulmak ve sezgisel metodu kullanarak daha üst bir sınır (UB) elde etmek için kullanılır ve genellikle belirli düğümlerde olabilir çözüm üretmek için kullanılır. UB'den daha kötü durumda olan daha düşük sınıra sahip her hangi bir düğümü elemeye yardımcı olur. Ancak Akjiratikartl ve Yenradee'ye (2004) göre iş sayısı az olduğunda UB'bulmak ve kullanmak gereksizdir. Hatta üst sınır kullanmadan yirmi iş için en uygun çözüm bulunabilir.

Şekil 3,1'de gösterilen sıralı ağaçtaki her bir düğüm işlerin kısmi bir sıralamasını içerir. n iş içeren problemlerde n-1 seviyeli bir ağaç olur.0 seviyesine kök düğümü denir. Buradaki sıralama boş kümedir. Yani bu düğümde sıralama yoktur. 1. seviyede n tane düğüm vardır. Her bir düğüm işlerin kısmi bir sıralamasını içerir. Sıralamada ilk pozisyon nümerik olarak bir iş tarafından işgal edilir. Aynı şekilde n-

1. seviyede her bir düğüm n-2 sayıda düğüme dallanır. Süreç her bir düğüm tek dal içerene kadar devam eder.

Dallara ayırma süresinde, yukarıda bahsedildiği gibi kısmi sıralamalar oluşturulup dallanmanın hangi düğümden devam edileceği test edilir. Hazırlık zamanlı  $L_{max}$  probleminin minimizasyonu ( $1 \setminus r_j \setminus L_{max}$ ) problemi için aşağıdaki şartı sağlayan düğümlerde dallanma olabilir.

$$r_j < \min_{k \in J} \{ \max(t_j, r_k) + p_k \}$$

J: henüz çizelgelenmemiş işler

t: j işinin başlayacağını düşünülmesi zaman

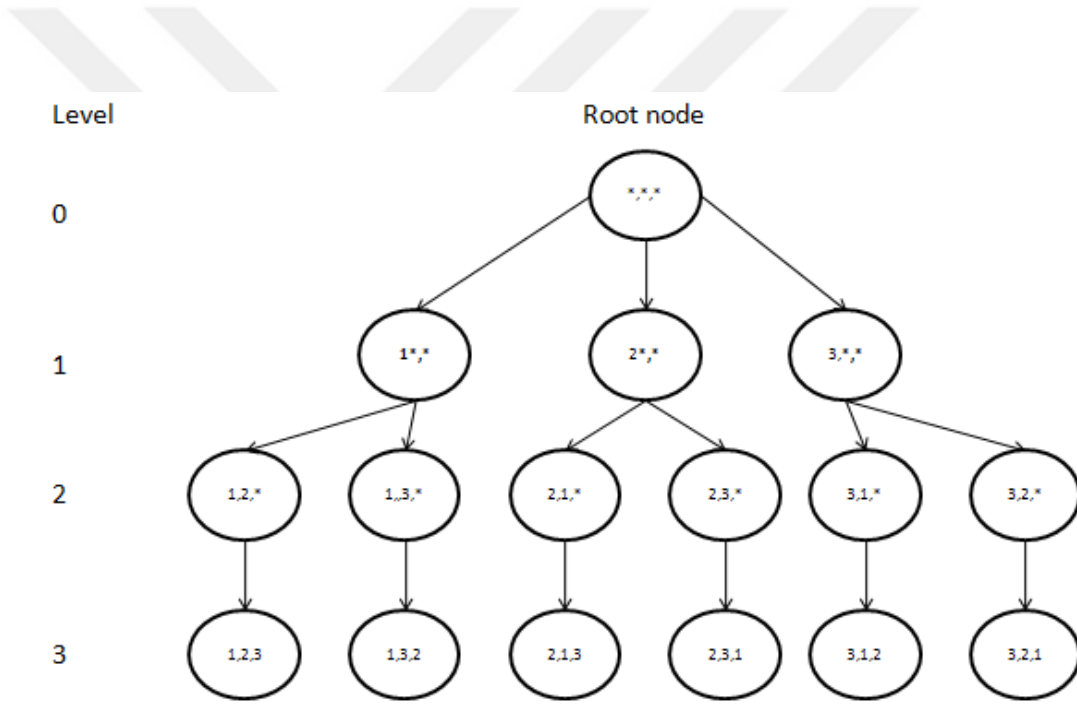
Bu demektir ki sadece işlenmeye hazır işler dikkate alınmaktadır.

Herhangi bir seviyedeki her bir düğüm için kesintili EDD çizelgeleme kuralı ile amaç fonksiyonu için alt sınır değeri hesaplanır. Bu noktada tek makine çizelgeleme problem için, çözüm işlerin sırası sayesinde belirlenir. Bu gibi problemler için, genel olarak ileriye ve geriye doğru sıralama kuralını kullanan dallarına ayırma yöntemi kullanılır.

İleriye doğru sıralamada her bir seviyede kısmi çizelgeler oluşturulurken kısmi çizelgedeki çizelgelenmemiş işler EDD vs. kuralına göre sıralanır. Geriye sıralama yöntemi ile dallarına ayırma metodu ise işin sondan başlaması durumu hariç benzerlik gösterir. Dallandırma genellikle en düşük LB değerine sahip olan düğümden yapılmaktadır.

Bir sınırlandırma şeması, bir arama ağacındaki her bir düğümün minimum alt sınırını bulmak ile ilişkilendirilmektedir. Amaç ise en iyi şekilde bilinen uygun çözümlerin değerine eşit veya daha büyük alt sınır veren düğümlerin elenmesidir. Çünkü bu düğümler ileri ki dallanmalarda daha iyi bir çözüme yol açamaz. Alt sınırlar genellikle, gevşetilmiş problemleri çözerken elde edilir.

Hoogeveen ve Van De Velde'ye (1996) işlem süresi yanında amaç fonksiyonunu, makine kapasitesini, teslim tarihini gevşetirken Lagrange metodunu yanında farklı gevşetme metotları da kullanılmıştır. Araştırmacıların çoğu Lagrange metodunu kullanmaktadır. Fakat daha düşük bir alt sınır elde etmek zordur. Fakat Dal ve Sınır yöntemi kurallarına ek olarak, öncelik kuralları kullanmak alt sınırlamaların bulunmasını kolaylaştırmaktadır. Dal ve Sınır yöntemindeki bu öncelik kuralları birbirinden çok farklıdır, çünkü problemin türüne göre farklı kuralların kullanılması çözüm performansını etkilemektedir.



Şekil 3.1. Sıralama ağacı

## 4. LİTERATÜR ÖZETİ

Bu bölümde, genel teslim tarihinde E/G problemini ele alan bazı literatür çalışmalarına yer verilmiştir.

Abdul Razaq ve arkadaşları (2010) işlerin sıfır zamanında hazır olduğu ve zorlama yapılmamış makinada boş zaman ilavesi içermeyen, erken /geç bitirme ve tamamlama süresi minimizasyonu amaçlı tek makine E/G problemini ele almıştır. Yazarlar problemin NP-zor olduğunu belirtmiştir. Bundan dolayı en iyi çözümü bulmak için dinamik programlama yanında sezgisel metotlar kullanarak dal sınır yönteminde dallanma aşamasında düğümlerin elenmesini kolaylaştırmışlardır.

Azizoğlu ve arkadaşları ise (1991) tek makinede erken ve geç kalma cezalarının toplamlarını minimize etme problemini ele almıştır. Basit ve etkili bir LB ile bazı UB'lar önerilmiştir. Dal sınır algoritması farklı iş önceliklendirme koşulları altında uygulanmıştır.

Abdul-Razaq ve Potts (1988), tek makine erken ve geç kalma problemini ele almıştır. Çözüm aşamasında iyi bir alt sınır elde etmek için dal ve sınır metodu ile iyi sınırlar elde etmek için gevşetilmiş dinamik programa yöntemi kullanılmıştır. Ve boş zaman ilavesi olmaksızın en uygun düzeyde 20 kadar işe kadar optimal çözüm elde edilmiştir.

Akjiratikart ve Yenradee (2004) çalışmalarında sıra bağımlı hazırlık zamanlı toplam E/G cezalarını minimize etme amaçlı tek makine çizelgeleme problemini çözmek için Dal sınır algoritması önermiştir. Çalışmada daha iyi bir ilk çözüm değeri elde etmek için Lagrange gevşetmesi ve sezgisel bir metot geliştirilmiştir. Bu sayede kesikli teslim tarihi olan durumlarda boş zaman eklemesi yapmadan kırka kadar olan işler için çözüm yapılmıştır.

Baker (2014) çalışmasında olasılıksal E/G problemindeki beklenen erken ve geç kalma maliyetlerini minimize etmeyi hedeflemiştir. Çözüm için dal ve sınır yöntemini önermiştir.

Hoogeveen ve Van de Velde (1996) çalışmasında toplam gecikme ve tamamlama süresi minimizasyonu için Lagrange gevşetmesi tabanlı sınır ve dal algoritması sunmaktadır. Çalışmada boş zaman ilavesinin erken bitirmeyi minimize etmede faydalı olduğu belirtilerek kullanılmıştır.

Molaei ve arkadaşları (2010) maksimum erken ve geç kalma iş sayısını minimize etmek amaçlı tek makine problemine odaklanmıştır. Çalışmada çözüm için boş zaman ilavesi olmaksızın kesikli teslim tarihli işler için dal sınır yöntemini önerilmiştir. Ayrıca çözümde ilk olarak sezgisel bir algoritma ile üst sınırı ve Moor algoritmasını ve MST modelini de alt sınırını hesaplanmıştır.

Ow ve Morton (1989) ise filtreli direkt arama metodu ile bütün işler için toplam erken ve geç kalma maliyetlerini minimize etmeye çalışmıştır. Bu metod ile en iyi çözüm garanti edilmemektedir. Önerilen metod yirmi beş işe kadar çözüm yapabilmektedir.

Sourd ve Sidhom (2003), bütün işler sıfır zamanda hazır olduğu kesikli erken ve geç kalma maliyetli ve kesikli teslim tarihli işler için tek makine çizelgeleme problemini ele almıştır. Çözüm aşamasında, alt sınır olarak minimum ölçekte bir ayarlama yapmak Smith'in kuralını (WLTP) ve öncelik kuralı olarak WLPT kullanılmıştır.

Valente ve Aleves (2005a), farklı salınım zamanlı işler için toplam erken ve geç kalma minimizasyonu problemini ele almıştır. Çalışmada boş zaman ilavesi dikkate alınmamıştır. Bunu ise boş zaman kullanımı yapmadan alt sınır geliştirerek deniyorlar. Çözümde Lagrange gevşetmeli alt sınır hesabı yapılmıştır. Farklı öncelik

kuralları arasından en iyi perforamansı ATC ve AEC kuralları olduğu ortaya konulmuştur.

Valente ve Alves (2005b) ise farklı salınım tarihli erken ve geç kalma problemini minimize etmek üzerine odaklanmıştır. Çözüm için üst sınır tabanlı bir lokal arama metodu önerilmiştir. Aynı zamanda Ow ve Morton (1989) temelinde bir öncelik kuralı, Li (1997) temelinde alt sınır yöntemi de geliştirilmiştir. Çalışmada boş zaman ilavesi dikkate alınmamıştır. Sunulan çözüm algoritması ile otuza kadar iş sayısı için çözümler yapılmıştır.

Yau ve arkadaşları (2005) kesikli salınım ve genel teslim süreli E/G çizelgeleme problemini ele almıştır. Çalışmasını, güçlü etkin kural, alt ve üst sınır hesaplamalarını yaparak yürütmüştür. Çalışmada boş zaman ilaveleri dikkate alınmıştır.

Literatür çalışmalarına bakıldığında E/G problemi için özellikle erken bitirme süresini minimize etmekte faydalı olan boş zaman ilavesini çok fazla kullanılmadığı ve yine aynı şekilde problemin çözümünde farklı gevşetme metotları kullanılarak diğer bir teknik olan bloklamanın da çok kullanılmadığı açıkça görülmektedir.



## 5. PROBLEMİN TANIMI VE METODOLOJİ

### 5.1. Problemin Tanımı

Bu çalışmada ele alınan E/G problemi için aşağıdaki tanımları ve varsayımları yapabiliriz.

- **Çıkarılma zamanı**, materyalin yumuşatma işlemi için hazır olduğu zamanı ifade eder.
- $r_j \neq 0$  olduğu için, makine boş kalabilir ancak her zaman çalışabilir vaziyette olmalıdır.
- Burada bir permütasyon mevcuttur
- **Teslim tarihi**, lifin kutuda kalması için belirli olan zamandır ve daha sonraki işlemler için en optimal sonuçlar böyle elde edilir.
- Kesintisizlik – yapılması gereken her iş sonuna kadar götürülmeli ve bitirilmelidir.
- **İşleme süreleri** çizelgeden bağımsızdır.
- Hiçbir makine aynı anda birden fazla türde işi yapamaz.
- Teknolojik kısıtlamalar önceden bilinir ve değiştirilemezler.
- Makinelerin ve işlerin sayısı, teslim tarihi ve bırakılma zamanı bilindiği için rastgelelik yoktur.
- Yumuşatma makinesinin günlük çalışma kapasitesini ve liflerin günlük olarak işlemlerde kullanılış miktarını **iş yükü** olarak düşünün.
- Çalışanlar her zaman hazır olmalıdır.
- Ham maddeler kutulara konma ve çıkarılma işlemleri için hazır olmalıdır.
- Ham maddeler depolardan, ilk geliş sıralarına göre çıkarılıp kullanılır..
- Doğru miktarda kutu olmalıdır.
- Bekleme için sınırlı bir alan vardır.
- Mümkün olan çalışma saatleri işlem saatlerinin toplamından daha fazladır.

Bu tanım ve çıkarımlardan yola çıkarak çizelgeleme problemini şu şekilde ortaya koyabiliriz:

Bu çalışmada ele alınan problemin amacı,  $N$  iş ( $j=1,..,n$ )-tek makine için,  $p_j$ ;  $j$ 'nin işlem süresi,  $r_j$ ;  $j$ 'nin hazır olacağı süre,  $[d_{jmin}, d_{jmax}]$ ;  $j$ 'nin minimum ve maksimum teslim zamanı;  $w_j$ ; herbir işin ağırlığı dersek; Amaç E/G probleminin oluşturacağı ağırlıklı toplam E/G süresini minimize etmektedir.

$Z(x)$  için  $x$ 'in çizelge olduğunu düşünelim.

$$Z(x) = \min \sum_{j=1}^n w_j (E_j + T_j) \quad (5.1)$$

$$E_j = \max(0, d_{jmax} - (t_j + p_j)) = \max(0, d_{jmax} - C_j) \quad (5.2)$$

$$T_j = \max(0, (t_j + p_j) - d_{jmax}) = \max(0, C_j - d_{jmax}) \quad (5.3)$$

$$T_j = d_{jmin} - E_j, \quad or \quad E_j \leq d_{jmin} \quad (5.4)$$

$$C_j < d_{jmax} \quad (5.5)$$

$$C_j \leq \text{toplam vardiya süresi} \quad (5.6)$$

$$\sum_{j=1}^n p_j \leq \sum_{j=1}^n r_j \quad (5.7)$$

$$r_j \leq C_j - p_j \quad (5.8)$$

$$t_j \geq r_j, t_i = r_i + s_i \quad (5.9)$$

$$t_i + p_i \leq \text{ya da } p_j + t_j \geq t_i \quad (5.10)$$

$E_j$  - iş nin erken bitme süresi

$T_j$  - iş nin geç bitme süresi

$n$  – iş sayısı

$t_i, t_j$  – iş  $i$  yada  $j$  nin başlama zamanı.

$C_j$  – iş  $j$  nin tamamlanma süresi

$r_j$  – iş  $j$  nin salıverme zamanı

$d_{jmin}$  – iş  $j$  nin en erken teslim zamanı

$d_{jmin}$  – iş  $j$  nin en geç teslim zamanı

$p_j$  – iş  $j$  nin işlem süresi

$s_i$  – iş  $j$  nin bekleme süresi

$w_j$  – iş  $j$  nin ağırlığı

Denklem(5,9 & 5.10) iş  $i$  ve iş  $j$ 'nin bu şekilde sıralanacağını belirler. Denklem(5,6)  $j$  işinin süresinin, izin verilen çalışma sürelerinden daha kısa olduğunu belirler. Ve Denklem (5,8) hiçbir işin hazır olunmadan başlayamayacağını belirler.

Teslim tarihi yüksek bir değer aldığı zaman tamamlanma süresi küçük bir değer alırsa (Denklem (5,5))  $j$  erken bir iştir. Ancak bizim durumumuzda erken bitme durumu tarama cihazına gitmeden yapılacak bir takım işlemleri ifade eder. Ve minimum ile maksimum teslim tarihi arasında olmalıdır.

Boş zamanın eklenmesiyle,  $E/G$ 'yi şu şekilde yorumlayabiliriz:

$$E_j \cong d_{jmax} - \text{çok erken} \quad (5.11)$$

$$E_j \cong \bar{d}_j - \text{iyi} \quad (5.12)$$

$$E_j \cong d_j - \text{erken} \quad (5.13)$$

$j$  işi aşağıdaki şartlarda geç bitmektedir:

$$- r_j \geq \text{vardiya süresi} \quad (5.14)$$

$$- C_j \geq \text{mümkün vardiya süresi} \quad (5.15)$$

- (ya da işin vardiya içinde bitirilmesi mümkün değil ise

Yukarıdaki tanım ve çıkarımlar doğrultusunda, çizelgeleme problemimiz matematiksel açıdan şu şekilde ifade edilebilir:  $1|r_j, p_j, d_j | \sum_{j=1}^n w_j(E_j + T_j)$ , bu bir NP-zor sınıfı problemdir. Çünkü bunun basit versiyonları olan  $\sum w_j T_j$  ve  $\sum w_j E_j$  NP problemidir (Bülbül ve arkadaşları (2007); Tanaka (2012); Baker & Trietsch, (2009); Du ve Leung (1990); Hoogeveen (2005); Lawler (1977); Lenstra ve arkadaşları, (1977). Chu, 1992; Rinnooy Kan, 1976)).

## 5.2. Hesaplama Yöntemi

Genel teslim zamanlı E/Gproblemi her iş için farklı teslim zamanlarına sahiptir ve şu şekilde tanımlanabilir:

$$F(S) = \sum_{j=1}^n (\alpha E_j + \beta T_j) \quad (5.16)$$

$F(S)$  amaç fonksiyonu iken,  $\alpha$ - erken işin birim maliyeti ve  $\beta$ - geç işin birim maliyeti göstermektedir.

Simetrik ve asimetrik durumlarda, bütün çalışmalar bunların NP (karmaşıklık) problemi olduğunu göstermiştir (Baker ve Trietsch, 2009; Abdul Razaq ve arkadaşları 2010; Sourd ve Sidhoum,2005; Kanet ve Sridharan,2000; Hoogeveen ve Van de Velde,1996; Jozefowska, 2007) ve diğer araştırmacılar.

Baker ve Trietsch (2009), Pinedo (2008), T'kindt ve Billaut (2006) ve diğerlerine göre, bu tip problemlerin çözümü zordur. Dolayısıyla, bu tip bir problemi en uygun şekilde çözebilmek için problem iki açıdan ele alınmalıdır:

1. İyi bir sıralama elde etmek
2. Boş zamanları ekleyerek çizelgeyi güncellemek

Bu yüzden bu çalışmada iki aşamalı bir çözüm yöntemi önerilmektedir:

- i. İşleri dal ve sınır yöntemine göre **sıralama**
- ii. Makinenin boş zamanlarına göre bir **çizelgeleme** yapma

### **5.2.1. Dal ve sınır yöntemine göre sıralama**

E/G çizelgeleme probleminde, pek çok araştırmacı başlangıç ve üst sınır belirleme, dallarına ayırma ve sınırlama aşamalarından oluşan üç aşamalı dal ve sınır yöntemini kullanmaktadır (Abdul Razaq ve arkadaşları, 2010; Akjiratikartl ve Yenradee, 2004; Baker, 2014). Ancak, Sourd ve Sidhonum(2003), Ow & Morton (1989), Molaee ve arkadaşları (2010), Hoogeveen ve Van de Velde (1996) problem bir üst sınır kullanmadan çözmüşlerdir. Akjiratikartl ve Yenradee (2004) ve Baker (2014)'a göre problem boyutu küçük olduğunda üst sınır kullanmak çok gereksizdir. Buradan hareketle bu çalışmada dal ve sınır yöntemini aşağıda açıklanacağı gibi iki aşamalı olacak şekilde uygulayacağız.

#### **5.2.1.1. Dallanma Prosedürü**

Dallara ayırma süresinde, yukarıda bahsedildiği gibi kısmi sıralamalar oluşturulup dallanmanın hangi düğümden devam edileceği test edilir. Pek çok tek makine çizelgeleme probleminde, çözüm kısmi işlerin sıralamasıyla ilişkilidir. Ancak E/G problem için başka mekanizmalara da ihtiyaç vardır. Dallanma kuralları ileri dönük sıralamayı ve geriye dönük sıralamayı içerir. Biz bu çalışmada ileri dönük sıralama kuralını kullanacağız; her nokta işlerin sabit olduğu daha önceki bir sıralamaya tekabül eder. İlk dallanmalar bu noktada olabilecek iş sıralamalarını oluşturur; ikinci dallanma da işi ikinci noktaya sabitleyen sıralamayı oluşturur ve bu böyle devam eder. Genel olarak sıralama denemeden denemeye değişmez.

Kesikli azırlık süreli işler için E/G çizelgeleme problemi üzerine yapılan çalışmalar çok sınırlıdır. Sourd ve Kedad-Sidhoum (2005), kesiklisalverme ve başlangıç zamanlı işler üzerine çalışması şu şekilde açıklanabilir:  $[t, t']$ ,  $t$  ve  $t'$  arasındaki tamsayıları ifade eder.  $t \in [r_j, T - p_j]$  için,  $x_{jt} = 1$ 'e, ve  $T = \max_j d_j + \sum_j p_j$ .  $e$  eşit bir ikili değişken ve  $J_j$   $t$ 'de başlıyor ise. Bu bilgilerden en erken başlangıç vakti (tahmini)  $j$ 'nin  $t$ 'deki değeri  $est_j(t) = \max(r_j, t - p_j + 1)$ 'dir. Bu değeri  $T$  en uygun çizelgenin üst sınırıyken alır. Bu da hiçbir işin hazırlama süresinden önce başlayamayacağı anlamına gelir. Bu fikir pek çok araştırmacı tarafından kabul edilmiştir.

Buradan hareketle bu çalışmada, maksimum gecikmeyi en düşük seviyeye indirmek için Alharkan'ın (2011) dallanma prosedürü kabul edilmiştir. Bu metod hazırlanma işlemini tamamlamış işler üzerinde çalışır. Bizim problemimiz için bu durum sınırlı bir zaman için (çalışma saatleri) makine kullanımı artırır ve geciken işleri azaltır. Dallanma kuralı aşağıdaki gibi açıklanabilir:

Ağacın I seviyesindeki bir dala bir işi yerleştirirsek ve daha çizelgelenmemiş işleri J olarak gösterirsek ve başlangıç zamanlarına  $t_j$  dersek, k işi için:

Farz edelim ki;

$$s_k = \max(t_j, r_k),$$

Bir işin en erken başlama zamanı (hazır olma zamanı)  $s_k + p_k$  'nın maksimum değerinden küçüktür. Ve bu matematiksel olarak gösterilebilir:

$$r_j < \min_{k \in J} \{ \max(t_j, r_k) + p_k \} \quad (5.17)$$

$t_j$  – iş j nin başlama zamanı

$r_k$  – çizelgelenmemiş iş k için salıverme zamanı

$p_k$  – çizelgelenmemiş iş k için işlem süresi

Hesaplamayı daha kolay hale getirmek için kökteki noktalardan başlayabiliriz.  $t_0 = \min r_j$ , minimum başlama zamanı  $r_j$  'e eşit ya da büyüktür.

### 5.2.1.2. Sınırlama Prosedürü

Sınırlama işleminde, her bir düğüm için amaç fonksiyon değeri için hesaplanan alt sınır değeri bilinen olabilirçözümünden yüksek olması durumunda elenir. Bu düğümlerde dallanma olmaz. Çünkü bu tip noktalar daha iyi bir çözüme sebep olamaz. Pek çok sınırlama tekniği vardır. Pek çok araştırmacı gevşetme kuralını uygular ancak dördüncü bölümde detaylı olarak aktarıldığı gibi çalışmaların birçoğu çözümü zorlaştırdığı için salıverme zamanını modele dâhil etmemektedir.

Bu çalışmada sınırlandırma sürecinde dallanmanın hangi düğümden devam edeceğini tespit etme aşamasında salıverme zamanlı görünür gecikme maliyeti kuralı (ATCR) kuralı tercih edilmiştir. Çözüm prosedüründe Valente ve Aleve (2005) alt sınır hesaplama yöntemi, Ow ve Morto (1989) ile Azizoğlu ve arkadaşlarına (1991) çalışmalarındaki önerilen öncelik kurallarını birleştirilerek çalışmaya adapte edildi. Çünkü Pinedo'ya (2008) göre, öncelik kuralını E/G problemini çözmek için kullanmak için iki veya daha fazla kural bir araya getirilip birleşik öncelik kuralı kullanılabilir.

ATCR kuralında işler üst üste binmeyecek şekilde çizelgelenir; makine her serbest kaldığında kalan işler için sıra indeksi hesaplanır. En yüksek indekse sahip iş sıradaki işlem için seçilir. Bu indeks zamanı  $t$ 'nin fonksiyonudur ve aynı zamanda  $p_j$ ,  $w_j$ ,  $d_j$ ,  $r_j$  ve geri kalan işler gibi özgür konumdadır.

ATCR; WSPT, MS ve RST kurallarının birleşimi olup denklem (5.18)' deki gibi hesaplanmaktadır:

$$I_j(t, r_j) = \frac{w_j}{p_j} e^{\left( -\frac{\max(d_j - p_j - \max(r_j, t), 0)}{k_1 p} \right) * \left( -\frac{\max(r_j - t, 0)}{k_2 p} \right)} \quad (5.18)$$

$I_j$ - j işinin indeksi,  $t_j$ - makine serbestken iş başlangıç zamanı.  $r_j$ - j işinin bırakılma zamanı,  $d_j$ - j'nin kalan kısmının maksimum teslim zamanı,  $p_j$ - j'nin işlem süresi,  $k_1$  - teslim tarihi seviyelendirme parametresi,  $K_2$ - bırakılma zamanı parametresi,  $\bar{p}$ - Kalan işlerin ortalama işlem süresi.

Pinedo'ya (2008) göre, sıralama parametresine karar vermek ve iyi bir çizelge oluşturmak için, şunları düşünmek gerekir:

- Teslim tarihinin sıklık katsayısı  $\tau$

$$\tau = 1 - \frac{\sum \bar{d}_j}{n \cdot C_{max}} \quad (5.19)$$

- Teslim tarihinin menzil faktörü  $R$ :

$$R = (d_{jmax} - d_{jmin}) / C_{max} \quad (5.19)$$

$d_{jmax}$  ve  $d_{jmin}$  İş grubunda maksimum teslim tarihi değerleri kullanılır.

- Toplam tamamlanma süresi

$$C_{max} = \sum_j^n p_j + n \cdot \bar{r}_j \quad (5.21)$$

$K_1\tau$  ile  $R$ 'nin arasındadır.

$$k_1 = 4.5 + r; r < 0.5 \text{ ve } k_1 = 6 - 2r; r > 0.5 \quad (5.22)$$

Bu çalışmada belirlenmiş bir hazırlık zamanı olmadığı için salıverme zamanı seviye parametresi  $K_2$ 'yi belirlemek için:



- Bırakılma zamanını şiddet faktörü  $\mu$

$$\mu = \frac{r}{\bar{p}} \quad (5.23)$$

$$k_2 = \frac{\tau}{2\sqrt{\mu}} \quad (5.24)$$

Hesaplamayı daha basit hale getirmek için  $K_1\bar{P}$  and  $K_2\bar{P}$ 'nin aynı değerlerini farklı yinelemelerle kullanılabilir. Eğer iki işin objektif değerleri aynı ise işlerin teslim tarihlerine bakılır ve sonraki sıralama için daha hassas olan iş seçilir.

### 5.2.2. Çizelgeye boş zamanın eklenmesi

Boş zamanların eklenmesi işin erken bitirme süresini minimum seviyeye düşürmek için uygulanmaktadır. Bazı araştırmacılar boş zamanların dâhil edilmesinin E/G problemleri için daha iyi bir amaç fonksiyon değeri elde edilmesine yardımcı olacağını belirtmişlerdir (Hoogeveen, 2005; Kanet ve Sridharan, 2000; Hoogeveen ve Van de Velde, 1996; Chang, 1999; Ventura ve Radhakrishnan, 2003; Schaller, 2004; Chen ve Lin, 2002; Fry ve arkadaşları, 1987; Chang ve Lee, 1992; Jozefowska, 2007).

Boş zaman ilavesi için bloklama yöntemi (Baker ve Trietsch, 2009), iş akışı oluşturularak Tsai (2007), iş-iş değiştirme operasyonlarıyla Wan ve Yen (2002) vb. farklı metotlarla yapılabilir. Bloklama yöntemi amaç fonksiyonu iyileştirmenin yanında işlerin başlangıç zamanını öğrenmek için de kullanılabilir. Dolayısıyla bu çalışmada ele alınan E/G probleminde boş zaman ilavesi için Baker ve Trietsch'in (2009) bloklama yöntemi bir takım düzenlemeler kullanılmıştır. Çünkü bu çalışmada ele alınan problemde Baker ve Trietsch'in (2009) çalışmasından farklı olarak kesikli bir salıverme zamanı ve belirli vardiya süreleri bulunmaktadır.

Boş zamanların eklenmesi süreci aşağıdaki adımlardan oluşmaktadır:

1. Belirli bir sıralama için, ilk iş ilk bloğa atanır ve teslim tarihine kadar yetiyecek şekilde çizelgelenir. Baker ve Trietsch'e (2009) göre, Z çizelgesinin optimal olması için ilk bloktaki ilk iş geç olamaz ve herhangi bir bloktaki herhangi bir iş erken olamaz. Bizim durumumuzda, eğer iş geç değilse, ya esnek olmayan geç işlerle arasında bir boşluk vardır ya da  $r_j$  vardiyalardan daha fazladır. Bizim çıkarımımıza göre iş grupları için mümkün olan çalışma saatleri şu şekildedir:

Koşul 1:  $\sum p_j < 8$  saat (vardiya süresi)

Koşul 2:  $\sum p_j \geq 8$  saat (16 saat vardiya süresi dikkate alınır)

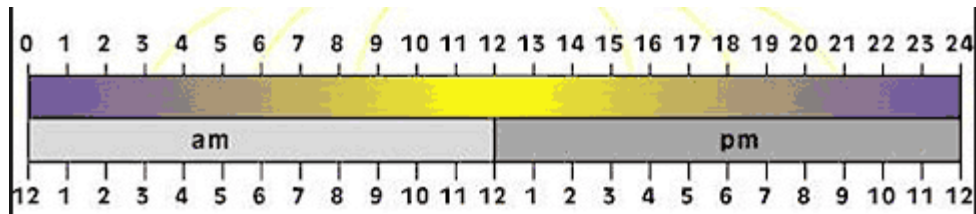
Koşul 3:  $\sum p_j \geq 16$  saat (24 saat vardiya süresi dikkate alınır)

Boş zamanların eklenmesi esnasında başlangıç zamanına karar vermek için aşağıdaki koşulları düşünebiliriz (Tablo 5.1.).

Tablo 5. 1. vardiya saati ve gerekli koşullar

Adım	Vardiya saati	Gerekli Koşullar
a	0 - 8	$r_j < 8$ ve $\sum p_j < 8$
b	0-16	$r_j \geq 8$ ve $\sum p_j < 16$
c	0-24	$r_j > 8$ ve $16 \leq \sum p_j \leq 24$
d	8-24	$r_j > 8$ ve $8 \leq \sum p_j < 16$
e	16 - 24	Herhangi bir $r_j$ değeri ve her $r_i$ değeri 16'dan büyüktür ve $16 < r_j < 24$ ve $\sum p_j \leq 8$

Algoritmamızı basitleştirmek için cetvel ölçümünü kullanabiliriz.



Şekil 5.1. Cetvel ölçümü

Buna dayanarak vardiyaların başlangıç zamanını hesaplayabiliriz.

2. İkinci blokta, bitişik işler sıralamaya dâhil edilir. Bu şekilde blok her iki yönde kaydırılabilir; yani mümkün olan başlama zamanına yaklaşabilir ya da uzaklaşabilir. Bu şekilde amaç fonksiyonu verilen zaman da azalabilir.
3. Eğer  $j$  işi bloğa eklendiğinde erken ise, yeniden çizelgelendirilerek teslim tarihine yakınlaştırılabilir. Böylece yeni bir blok oluşturulur. Aksi durumda  $j$  işi  $j1$ 'in bitiş anında başlayacak şekilde bir bloğa yerleştirilir. Bu aşamada, eğer işleri kaydırarak daha iyi bir sonuca ulaşabilirsek, öyle yaparız. Bu kaydırma ancak önceki blok ile sonraki blok arasında bir boşluk varsa mümkündür. Bunun yanında erkenlik değeri ortalama teslim tarihine yaklaştıkça daha iyi sonuçlar ortaya çıkar. Boş vakitlerin blokların arasına eklenmesi erkenlik değerinin düşürür.
4. Eğer mümkün olan vardiya saatleri bloğun tutarı minimalleştirilmeden bitiyorsa bloklar birleştirilir. Bundan sonraki vardiyalar birleştirilmiş bloğa yerleştirilir.
5. Son olarak, geç işler çizelgelenmiş işlerin çizelgesini bozmadan makinenin boş zamanlarına göre yeniden çizelgeye oturtulur ( $r_j \geq \text{toplam vardiya süresi}$ ). Çünkü işin hazırlık süresi teslim süresinden uzun süremez.

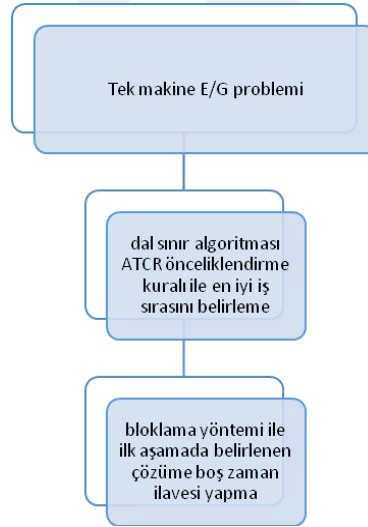
Amacımızın yanı sıra (ağırlıklı E/G'yi düşürme); üretim için stokta bekleyen işleriazaltmak için aşağıdaki uyumluluk ve optimallik ölçütlerini incelemek gerekir.

- Eğer iş düşük bir bırakılma zamanına sahipse geç olamaz ve kısa bir bırakılma zamanına sahip işler bir gün içinde mümkün olan vardiyalar arasında yapılmalıdır. Bu durumda, makinenin uygun kullanımı  $C_{max}$ , tamamlanmış işlerin ortalaması ve tamamlanmamış işlerin ortalaması incelenerek hesaplanır.

- Vardiya saatleri 8, 16 ve 24 saattir.



Şekil 5.2. Ele alınan problemin gösterimi



Şekil 5.3. Çözüm sürecini şematik gösterimi

## 6. UYGULAMA

### 6.1. G-7 Ticaret ve Endüstri Profilleri P.L.C. Firması

G-7 Ticaret ve Endüstri P.L.C., yedi hissedar tarafından özelleştirilmiştir. İki kardeş kuruluşu sahiptir: Etiyopya Fiber Ürünleri ve Maher Fiber Ürünleri Fabrikası. Haziran 2016'da, Maher Fiber Ürünleri Fabrikası özelleştirildi ve Etiyopya Fiber Ürünleri Fabrikası da 2008'de hükümet tarafından özelleştirme yaşadı. Bu fabrikalarda, jüt çantası, kanaviçesi, sicimi ve ipi üretimleri için kullanılan dört adet hammadde türü vardır. Bunlardan iki tanesi, örneğin BTD (Bangladesh Tossa Grade D) ve BWCA (Bangladesh White Cutting Grade A) Brezilya ve Hindistan'dan ithal edilmektedir. Diğer iki fiberde, örneğin alaba ve sıdamo, Etiyopya'dan tedarik edilmektedir. Bu fabrika, jütten çuval, ip, sicim vb. ürünleri üretmektedir. Ancak, jütçuvalı bunların arasındaki en büyük üründür ve kahve, yağ tohumları, bakliyat ve baharat gibi materyallerin ihracatını yapmada paketleme ürünü olarak kullanılır.

Bu çalışmada, Etiyopya Fiber Ürün Fabrikasındaki gerçek veriler kullanılmıştır. Fabrika birçok ürün üretilmekte olup Maher Fabrikası'ndan çok daha modern teknolojiye sahip makineler kullanmaktadır.



Şekil 6.1. G-7 Ticaret ve Endüstri Profilleri



Şekil 6.2. Hammaddeler

## 6.2. Araştırmanın Motivasyonu

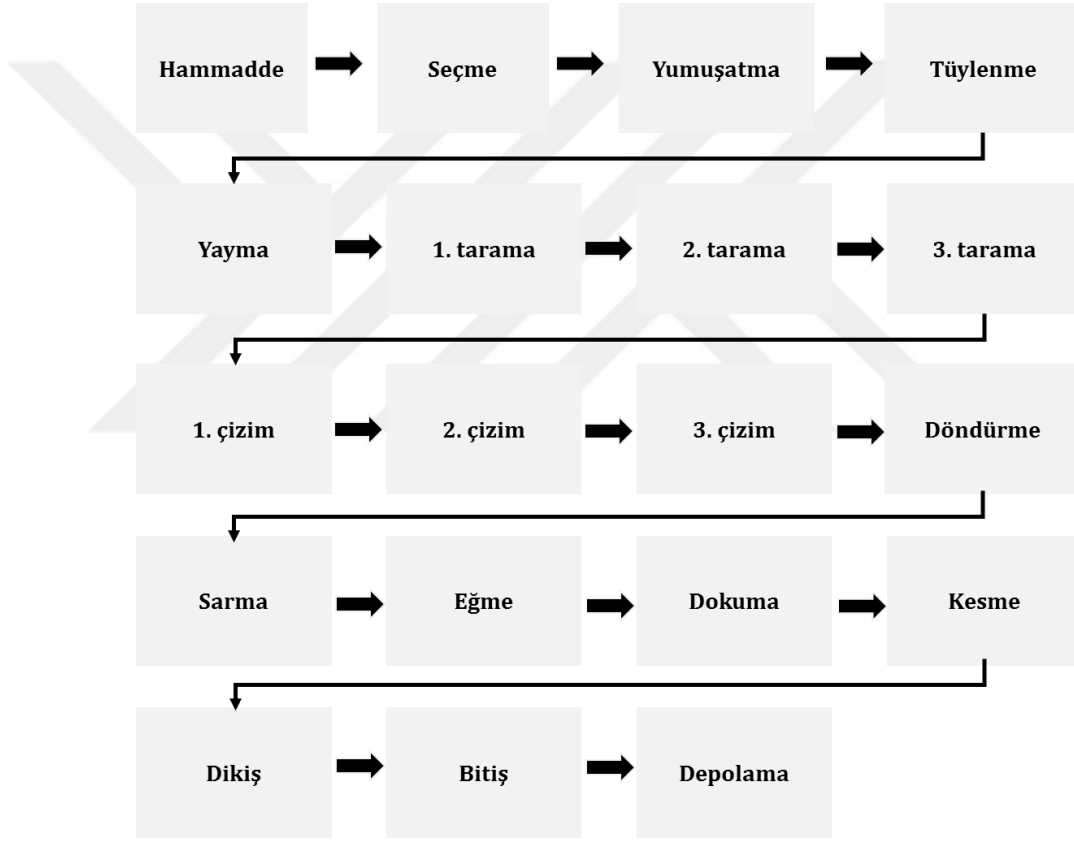
G-7 Ticaret ve Endüstri firmasında tek makine E/G problemini ele almaktaki temel motivasyon şu şekilde özetlenebilir:

Üretim oranlarında, özellikle yumuşatma makinesindeki işlerin işlem sürelerinin çok yüksek olmasından dolayı oldukça büyük bir dalgalanma mevcuttur. Bu dalgalanma işlerin erken ya da geç bitirilmesinden kaynaklanmaktadır. Yapılan araştırmalar problemin aslında çizelgeleme hatasından kaynaklandığını göstermektedir. Hali hazırda işler teslim tarihlerinden çok erken bitirilmekte, bu da hem stoklama maliyetine hem de ürünlerdeki deformasyonun oluşturduğu maliyetlere sebep olmaktadır. Bunun için firmanın tam zamanında üretim politikasına uygun şekilde en uygun çizelgelemenin yapılması gerekmektedir.

Yukarıda da açıklandığı üzere, “tam vaktinde (JIT)” prensibi erken ve geç kalma durumu yaşanan işlerde maalesef popüler kolay uygulanamıyor. Ama şimdi, bu fabrika müşterilerin talepleriyle başa çıkmak için üretmek zorunda değil ve aynı zamanda ihracatı yapılacak olan materyalleri tam zamanında gerektiği kadar ürünü paketleme sıkıntısı da çekmez. Bunların bütün nedeni işte yukarıda bahsettiğimiz nedenlerden dolayı gerçekleşmektedir.

### 6.3. Vaka İncelemesi

Birçok üretim tesisinde, hammaddelerin ürünlere dönüşmesi için farklı makinelerden ve üretim hatlarından geçmesi gerekmektedir. Bu üretim hattı ve makineler, tek bir makine bünyesinde, paralel, seri ve siparişe uygun üretim şeklinde düzenlenebilir. G-7 Ticaret ve Endüstrisinde, jütten çanta, çuval bezi ve ip üretimi aşağıdaki üretim hatlarında gerçekleşmektedir (Şekil6.3).

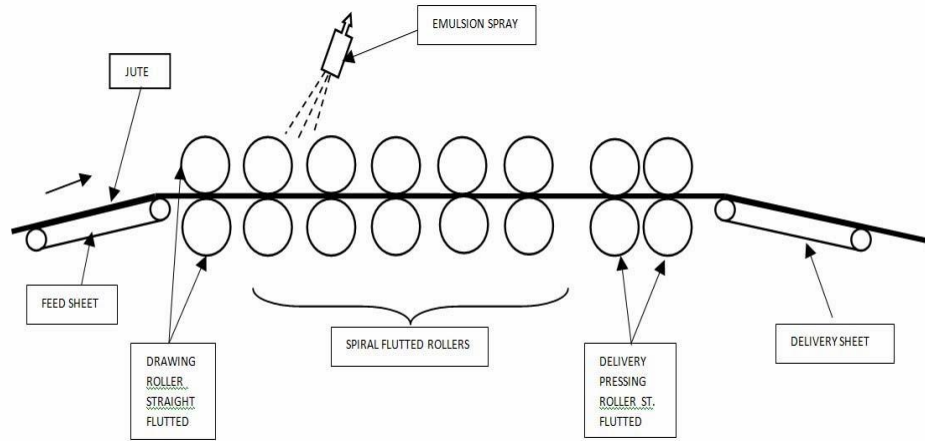


Şekil 6.3. Jüt'ten çanta üretim iş akışı

Bu çalışmada, ham maddenin depolanmasından, istiflenme aşamasına kadarki kısımele alınmıştır. Bu aşama aynı zamanda hazırlık aşaması olarak da bilinir.

Ham jüt lifleri, balya ve demet şeklinde tedarik edilmektedir. Bu şekilde hem daha kolay bir taşıma sağlanmakta, hem de liflerin dolanması engellenmiş olmaktadır. Lifler geldikten sonra farklı tiplerdeki jütler ayrı depolara götürülür. Çünkü farklı

fiziksel özelliklere sahiptirler. Örneğin; Alaha ve Sidamo 130cm ve 50 cm'dir. Aynı şekilde BTD 214 cm ve BCWA 40 cm'dir. Lifler depolardan elemeden geçmek için alınır. Bu eleme esnasında, bir çalışan balyaları açarak bir kusur (leke, düğüm, yosun, gevşeme, dolanma gibi) olup olmadığını kontrol eder. Ancak her lif türü için kusur tipi ve lif tüketim miktarı farklıdır. Elemelerden sonra seçilen lifler Şekil 6.4'de gösterilen yumuşatma makinesine gönderilir. Su ve yağ emülsiyonunun jüt yığınlarına eklendiği bu aşamaya yığınlama denir. Bu yığınların tarama için hazırlanan odaya ise yığınlama odası denir. Bu aşamada fiberlere yağ (yığınlama yağı, aloe vera ve emülsiyonlaştırıcı) ve su eklenir. Lifleri tarama işlemine daha uygun hale getirmek için, eleme sonrası seçilen morah, yağlı emülsiyon karışımı eklenerek yumuşatıcı makineye sokulur. Yağlamanın etkisiyle bütün harici maddeler atılır ve liflerin ağımsı yapısında yapılan mekanik gevşeme sayesinde lifler yumuşatılır. Bundan sonra yumuşatılmış lifler bekletilmek üzere kutulara koyulur ve istifleme aşamasına hazır hale gelir. İstifleme esnasında yüzeysel nem uygulanır ve liflerde termo-filip olayı gerçekleşir. Böylece, tarama öncesinde tam bir yumuşama sağlanmış olur. Bu noktada liflerin kutularda ne kadar kalacağı üretim süreci için çok önemli bir etkidir.



Şekil 6.4. Yumuşatıcı makinenin çalışma prensibi



Tablo 6.1 'de görüldüğü gibi, kutularda erken ve geç işler bulunmaktadır.

Tablo 6.1. E/G iş sayısı (aylık)

Jobs	nT <sub>j</sub>	nE <sub>j</sub>
1	24	0
2	18	4
3	17	5
4	3	3
Total	62	12

Bilgilerin toplandığı sırada, yetersiz stoğa sahip j işi geç kalınan işler gibidir. Ve diğer işleri (fiberler) kullanarak, J1 için yetersiz stoğunu kullanır ve aynı zamanda fazla mesai yapılmaktadır.

Eğer kutularda hiç lif kalmamışsa, üretim müdürü hemen liflerin yumuşatıcı makineden geçirilmesini talep eder. Bu durumda iş, gelecek üretim aşamaları için geç kalmış demektir. Eğer kutularda, istenilen tarihe kadar kullanılması gerekenden daha fazla lif varsa üretim sürecinin çok erken bittiği anlaşılır. Jüt fabrikalarında, özellikle yumuşatma (eleme, yumuşatma, kutulama) aşamasında işin erken veya geç sonuçlanmasından kaçınmak gerekir. Çünkü işin erken bitmesi(yani lifler kutulara konulduktan sonra ileri aşamalar için kullanılmazsa ve kutularda uzun süre beklerse) liflerin güçsüzleşmesine ve bozulmasına yol açar. Bunun sebebi liflerin kutularda belirlenen sürelerden daha uzun kalmasıdır.

Bu lifler %100 biyo-çözünürlüğe sahip maddelerdir. (Das, 2009; Sahari ve Sapuan, 2011; Hongwei ve Chang, 2011). Yani uzun süre depolandığında bakteriler ve diğer mikroorganizmalar tarafından ayrıştırılır. Bekleme süresi arttıkça liflerin kuvveti azalır (Feroz ve arkadaşları, 2011). Böylece üretim süresi uzar, kötü bir koku ortaya çıkar ve madde yapışkanlaştığı için makinelere yapışma ihtimali artar. Öte yandan iş gecikmişse (liflerin yumuşatma işleminden sonra kutularda bekleme süresi olması gerekenden kısa ise) tarama işlemi için yeterince yumuşak ve esnek olmayan lifler kullanılmak zorunda kalınabilir. Bu da yırtılma ve kopma ihtimalini

artırır. Çünkü liflerin kutularda belirli bir süre kalarak gerekli yumuşaklık ve esnekliğe ulaşmaları gerekir. Eğer lifler çok sertse yırtılma oranı artar. Dolayısıyla işin erken veya geç gerçekleşmesi sorunu atık üretimini artırır, makinelere zarar verebilir, çalışanların motivasyonunu düşürür.

Uygun bir sıralama ve çizelgeleme bu problemlerin üstesinden gelmede yardımcı olacaktır. Dolayısıyla bu problemlerin çözümü için “tam zamanında” felsefesini benimsenmelidir. Doğru zamanda, doğru yerde, doğru miktarda hammadde almak, atıkları ve diğer işe yaramaz şeyleri elden çıkarmak önemli işlerlerdir. Çünkü G-7 Ticaret ve Endüstri P.L.C. firmasında iş çizelgelendirmesi yumuşatma aşamasına bağlıdır. Eğer lifler o aşamada uygulanması gereken şeylere doğru miktarda maruz kalırsa, örneğin doğru miktarda emülsiyon veya kutularda yeterince bekletme gibi, üretimin sonuçları elbette iyi olacaktır. Fakat bu fabrikada bu konu önemli bir problem haline gelmiştir.

### **6.3.1. Çizelgeleme Kısıtları**

İşe başlamak için (lifleri yumuşatmak), liflerin tecrübeli işçiler tarafından seçilmesi gerekir. Her lif türü için kusur çeşitleri ve yumuşatma için kullanılması gereken miktar farklıdır. Aynı şekilde liflerin türüne göre yumuşaması için geçecek süre farklıdır. Bu zamana salıverme zamanı denilir ve şöyle açıklanabilir: Salıverme zamanı materyalin yumuşatma aşamasına hazır olması için gereken süredir. Yani eleme işlemi sırasında gerekli süredir.

*$r_j =$  Sıfır zamanında yumuşatma makinesinde iş başlamamıştır.*

Jüt fabrikalarında, yumuşatma aşaması üretimin sonraki halkaları için büyük önem taşır. Jüt doğası gereği oldukça sert bir malzemedir. Bu yüzden aloe vera, yığınlama yağı, su emülsiyon gibi maddeler ile makinede yumuşatılması gerekir. Farklı türdeki lifler farklı miktarda sıvılara maruz bırakılır ve makinelerde farklı şekillerde işlem görür.

Dolayısıyla emülsiyonların ve miktarlarının farklı lifler için ayrı ayrı ayarlanması gerekir. Ayrıca yumuşatılmış lifler makinelerden kutulara ayrı ayrı taşınmalıdır. Bu yüzden bu işlemler permütasyon prensibine dayanarak yapılmalıdır. Eğer iş önelimsal ise emülsiyon miktarlarının ölçüm sıklığı, makine ile kutular arasında çalışan lif taşıyıcı araçların gidip gelme sıklığı ve çalışanların üzerine düşen iş yükü artar. Permütasyon, liflerin makineye girdikten sonra bir bütün haline kesintiye uğramadan çıkmasıdır. Bunların yanında, yumuşatıcı makinelerde iş günlük kullanım miktarlarına göre hesaplanarak yapılır. Bu yüzden her işin kendi ağırlığı vardır. (Bkz.Tablo 6.2).

Tablo 6.2. Lifin günlük kullanımı (lifin ağırlığı)

İş	Günlük kullanım miktarlarına /kg	Ağırlığı %
Alaba	3200	36
Sidamo	2000	22
BWCA	2000	22
BTD	1800	18

### 6.3.2. Makine ve Çalışma Prensibi

Yumuşatma işleminin iki önemli aşaması vardır:

- **Jüt türüne göre belirli miktarlarda emülsiyon kullanımı:** Bu fabrikada yalnızca bir yumuşatma makinesi var. Yani yumuşatma süreci tek bir makine tarafından yapılmaktadır. Tabii bu durum yanında farklı işleri tek bir makineyi çizelgelemenin doğuracağı problemleri getiriyor. Her  $j$  işi kendi özel parametrelerine sahiptir; işleme zamanı ( $p_j$ ); bırakılma zamanı, ( $r_j$ ); minimum-maksimum teslim tarihi [ $d_{jmin}, d_{jmax}$ ], ve ağırlık ( $w_j$ ) gibi.
- **Farklı Jüt türlerini farklı ve belirli zamanlar için kutularda saklamak:** Yumuşatma işleminden sonra lifler ayrı ayrı taşınarak farklı kutularda ve belirli zaman aralıklarında depolanmalıdır. Her fiber için bu süre farklıdır. Yukarıda

açıklandığı gibi istifleme zamanı kısa ise (geç) lifteki kusurların giderilmesi mümkün olmamakta ve lif yeterince yumuşayamamaktadır. Bu da sonraki işlemler esnasında materyalin yırtılma ve kopma ihtimallerini artırarak atık madde miktarını yükseltmektedir. Öte, yandan eğer lifler çok uzun süre kutularda beklerse (geç), çözünme miktarları artar, dolayısıyla yumuşayarak güç kaybederler ve atık madde miktarı yükselir. Genel olarak, liflerin bekleme süre doğru ayarlanmadıysa yukarıdaki sebeplerden ötürü üretimin sonraki aşamaları için bazı zorluklar ortaya çıkmaktadır. Yani bekleme süreleri optimal olmalıdır. Bu projede bu süre liflerin teslim tarihi (sonraki işlemlere teslim) olarak düşünülmüştür. Şöylede söylenebilir: Teslim tarihi her lifin kendi türüne göre kutularda en uygun bekleme süresidir.

### **6.3.3. Amaçlar**

Yukarıda açıklandığı gibi hali hazırda fabrikada birçok iş için E/G problemi vardır. Bu bütün üretim aşamalarını ve fabrikanın amaçlarınınegatif yönde etkilemektedir. Sonuç olarak bu çalışmada toplam ağırlıklı E/G problemini fabrikanın kısıtlarını dikkate minimal düzeye getirmek hedeflenmektedir.

## **6.4. Uygulama**

### **6.4.1. Dört iş-Tek makine Problemi**

Yumuşatma makinesindeki dört iş için gerçek veriler Tablo 6,3'te gösterilmektedir.

**Tablo 6.3.** Dört iş-tek makine problemi verileri<sup>1</sup>

Job	P <sub>j</sub>	r <sub>j</sub>	d <sub>j</sub>		w <sub>j</sub>
			d <sub>jmin</sub>	d <sub>jmax</sub>	
1	3.2	32	72	144	36
2	2	4.7	120	144	22
3	2.7	12	216	240	20
4	2.34	11.7	48	96	22

Çözüm süreci daha önce bahsedildiği gibi dal sınır çözümü ve dal sınır çözümü ile elde edilen çizelgeye bloklama yöntemi ile boş zaman ilavesinden oluşmaktadır.

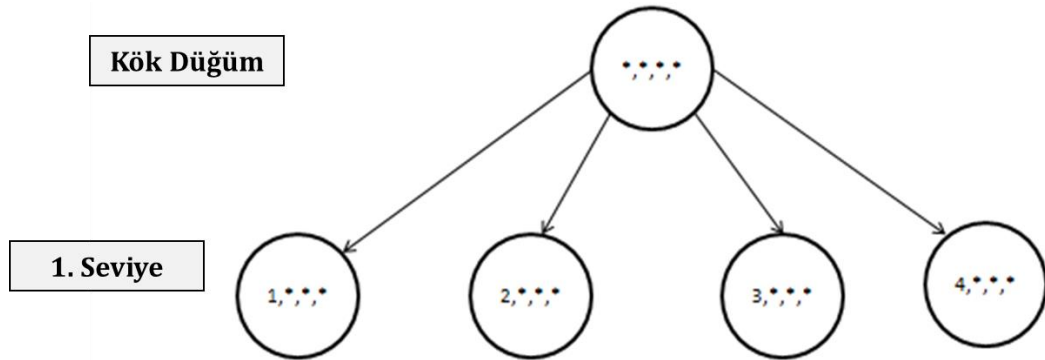
### **Adım 1: Dal sınır algoritması çözümü**

1. İşleri dallandırmak için önce durum hesaplanmalı;

$$r_j < \min_{k \in J} \{ \max(t_j, r_k) + p_k \}$$

Problemde 4 iş var ve dallanmaya başlamak için 4 nokta var.

1. Seviyede:



**Şekil 6.5.** Dört iş-tek makine problemi için 1. Seviye düğümleri

<sup>1</sup> 1=Alaba; 2= Sidamo; 3 =BWCA; 4=BTD; hesaplamalardaki birim saattir.

İlk seviyede görüldüğü gibi iş sayısı kadar kısmi çizelge oluşturulmuştur. Bu kısmi çizelgelerde ilk sıraya herbir iş ayrı ayrı yazılmıştır. Bundan sonraki süreçte dallanmanın hangi kısmi çizelgeden devam edeceğine karar vermek için yukarıdaki bölümlerde açıklanan prosedür izlenecektir.

**a. Kısmi sıralama (1,\*,\*,\*)**

$r_1=32$ ,  $t_1=4.7$ , çizelgelenmemiş işler {2,3,4}

k	$r_k$	$s_k=\max(t_j,r_k)$	$p_k$	$s_k+p_k$
2	4.7	4.7	2	6.7
3	12	12	2.7	14.7
4	11.7	11.7	2.34	14.04

Min=6.7

$r_1=32$  değeri 6.7'den büyüktür, dolayısıyla bu düğüm dallanma içermez.

**b. Kısmi sıralama (2,\*,\*,\*)**

$r_2=4.7$   $t_1=4.7$ , çizelgelenmemiş işler (1, 3, 4)

k	$r_k$	$s_k=\max(t_j,r_k)$	$p_k$	$s_k+p_k$
1	32	32	3.2	35.2
3	12	12	2.7	14.7
4	11.7	11.7	2.34	14.04

min 14.04

$r_2$  14.04'den küçüktür, dolayısıyla bu düğüm dallanma içerir.

**c. Kısmi sıralama (3,\*,\*,\*)**

$r_3=12$   $t_1=4.7$ , çizelgelenmemiş işler (1, 2, 4)

k	$r_k$	$s_k=\max(t_j,r_k)$	$p_k$	$s_k+p_k$
1	32	32	3.2	35.2
2	4.7	4.7	2	6.7
4	11.7	11.7	2.34	14.04

min 6.7

$r_3$  6,7'den büyüktür, dolayısıyla bu düğüm dallanma içermez.

**d. Kısmi sıralama (4,\*,\*,\*)**

$r_4=11.7, t_1=4.7$ , çizelgelenmemiş işler (1.2.3)

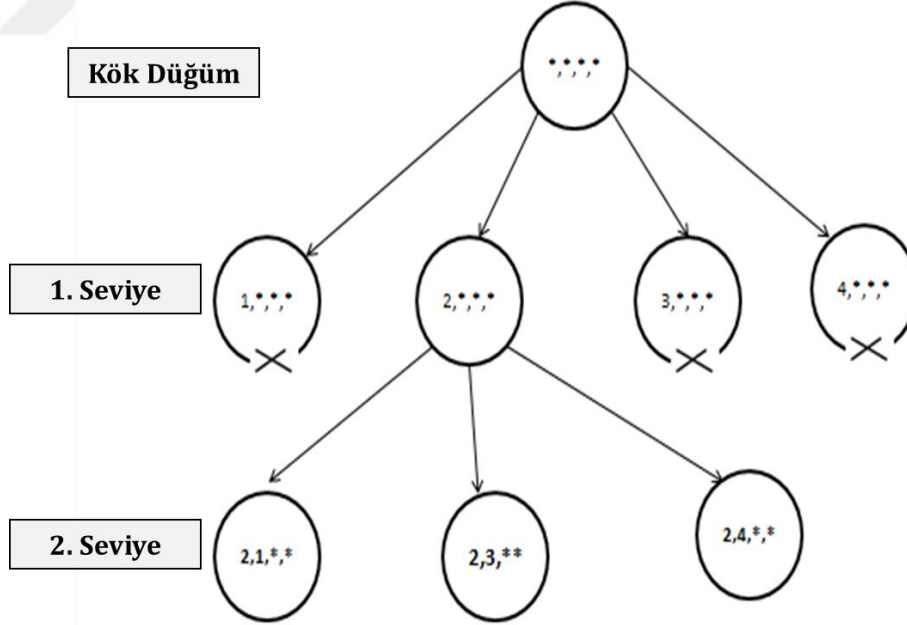
k	$r_k$	$s_k=\max(t_j, r_k)$	$p_k$	$s_k+p_k$
1	32	32	3.2	35.2
2	4.7	4.7	2	6.7
3	12	12	2.7	14.7

min 6.7

$r_4$  6,7'den büyüktür, dolayısıyla bu düğüm dallanma içermez.

2 nolu düğüm şartları sağlayan tek düğüm olduğu bir sonraki süreç için alt sınır hesaplaması yapılmaksızın dallanma olur.

**2. Seviye**



Şekil 6.6. Dört iş-tek makine problemi için 2. seviye düğümleri

**a. Kısmi Sıralama (2,1,\*,\*)**

$r_1=32, t_2=6,7$  çizelgelenmemiş işler (3, 4)

<b>k</b>	<b>r<sub>k</sub></b>	<b>s<sub>k</sub>=max(t<sub>j</sub>,r<sub>k</sub>)</b>	<b>p<sub>k</sub></b>	<b>s<sub>k</sub>+p<sub>k</sub></b>
3	12	12	2.7	14.7
4	11.7	11.7	2.34	14.04

min **14.04**

r<sub>1</sub> 14.04'den büyüktür, dolayısıyla bu düğüm dallanma içermez.

### **b. Kısmi sıralama (2,3,\*,\*)**

r<sub>3</sub>=12, t<sub>2</sub>=6.7, çizelgelenmemiş işler (1, 4)

<b>k</b>	<b>r<sub>k</sub></b>	<b>s<sub>k</sub>=max(t<sub>j</sub>,r<sub>k</sub>)</b>	<b>p<sub>k</sub></b>	<b>s<sub>k</sub>+p<sub>k</sub></b>
1	32	32	3.2	35.2
4	11.7	11.7	2.34	14.04

min **14.04**

r<sub>3</sub> 14.04'den küçüktür, dolayısıyla bu düğüm dallanma içerir.

### **c. Kısmi sıralama (2,4,\*,\*)**

r<sub>4</sub>=11.7 t<sub>2</sub>=6.7, çizelgelenmemiş işler (1, 3)

<b>k</b>	<b>r<sub>k</sub></b>	<b>s<sub>k</sub>=max(t<sub>j</sub>,r<sub>k</sub>)</b>	<b>p<sub>k</sub></b>	<b>s<sub>k</sub>+p<sub>k</sub></b>
1	32	32	3.2	35.2
3	12	12	2.7	14.7

min **14.7**

r<sub>4</sub> 14.7'den küçüktür, dolayısıyla bu düğüm dallanma içerir.

İkinci seviyede dallanma şartını sağlayan iki düğüm (sırasıyla (2,4\*\*) ve (2,3\*\*)düğümleri) olduğu için her iki düğüm için de alt sınır hesaplanır.

Alt sınır hesaplamak için ilk olarak her bir düğüm için önce iş sıraları belirlenmelidir çözüm metodolojisinde daha önce açıklandığı gibi işlerin sıralamalarının belirlenmesinde bu çalışmada ATCR kuralına(en büyük indekse sahip olan iş önce sıralanır)önerilmektedir.



**(2,4\*\*) sıralaması için,**

$t = 14.04$

$R = 2.04$ , yüksek R geniş bir teslim tarihi aralığı anlamına gelir.

$\tau = -1.21$ , 0'a çok yakın olduğu için gevşek bir teslim tarihini işaret eder

$C_{\max} = 70.64$ , Yüksek tahmin edilmiştir.

$TT_j = d_j - p_j - \max(r_j, t_j, 0)$  ve  $rr_j = \max(r_j - t_j, 0)$  ise

I1 (14.04, 32)

$w_j/p_j$	$d_j$	$p_j$	$r_j$	$t$	$TT_j$	$rr_j$	$k1.p$	$k2.p$	$I$
11.25	144	3.2	32	14.04	108.8	17.96	4.92	-0.64	4311.53

I3(14.04,12)

$w_j/p_j$	$d_j$	$p_j$	$r_j$	$t$	$TT_j$	$rr_j$	$k1.p$	$k2.p$	$I$
7.41	240	2.7	12	14.04	223.26	0	4.92	-0.64	1.5E-19

1.iş daha yüksek indeks değerine sahiptir.

Dolayısıyla sıralama {2, 4, 1, 3} dir ve alt sınır hesabı Tablo 6.4.'te aktarıldığı gibidir.

Buna göre alt sınır değeri 13061 olarak hesaplanmıştır.

Tablo 6.4. {2,4,1,3} kısmi sıralamasının alt sınırı

İş	$p_j$	$t_j$	$d_{j\max}$	$E_j$	$wE_j$	$w_jT_j$	$Z_j$
2	2	4.7	144	137.3	3020.6	0	3020.6
4	2.34	11.7	96	81.96	1803.12	0	1803.12
1	3.2	32	144	108.8	3916.8	0	3916.8
3	2.7	35.2	240	202.1	4042	278	4320
<b>Alt sınır</b>							<b>13061</b>

**(2, 3, \*\*) sıralaması için,**

Çizelgelenmemiş işler {1,4}

I4(11.7,14.7)

$w_j/p_j$	$d_j$	$p_j$	$r_j$	$t$	$TT_j$	$rr_j$	$k1.p$	$k2.p$	$I$
9.40	96	2.34	11.7	14.7	78.96	0	4.92	-0.64	1.01E-06

Sıralama:{2, 3, 1, 4}

{2, 3, 1, 4} sıralaması için alt sınır hesabı Tablo 6.5.'te aktarıldığı gibidir. Buna göre alt sınır değeri 12370 olarak hesaplanmıştır.

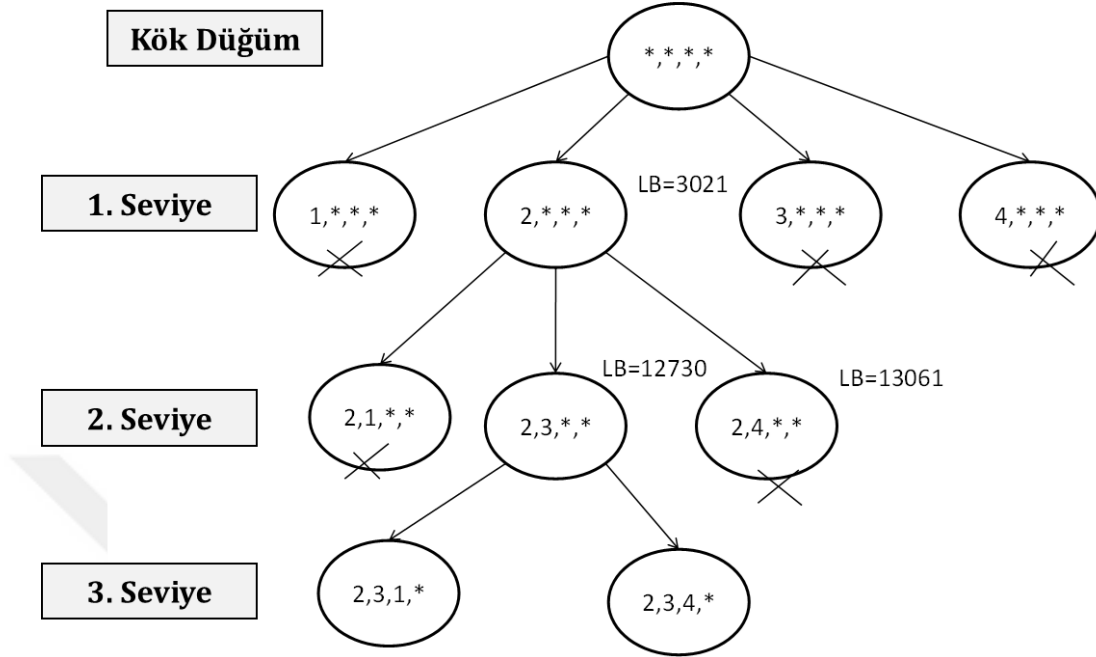
Tablo 6.5. {2, 3, 1, 4} Kısmi sıralamasının alt sınırı

Job	$p_j$	$t_j$	$c_j$	$d_{jmax}$	$E_j$	$d_{jmin}$	$w_jE_j$	$w_j$	$W_jT_j$	Z
2	2	4.7	6.7	144	137.3	120	3020.6	22	0	3020.6
3	2.7	12	14.7	240	225.3	216	4506	20	0	4506
1	3.2	32	35.2	144	108.8	72	3916.8	36	0	3916.8
4	2.34	35.2	37.54	96	58.46	48	1286.12	22	0	1286.12
									<b>Alt sınır</b>	<b>12730</b>

Bu sıralamaya göre {2, 3, 1, 4} sıralamasının alt sınır değeri 12370ve {2, 4, 1, 3} sıralamasının alt sınır değeri 13061 olduğundan daha küçük bir ağırlıklı E/G sonucu yani alt sınır veren {2, 3, 1, 4} sıralamasından dallanma süreci devam edecektir.

### **3. Seviye**

Kısmi Sıralama (2, 3 1\*) ve (2, 3, 4\*)



Şekil 6.7. Dört iş-tek makine problemi için 3. seviye düğümleri

**a. Kısmi Sıralama(2,3,1\*)**

$r_1=32$   $t_3=14.7$ , Çizelgelenmemiş işler (4)

k	$r_k$	$s_k=\max(t_j, r_k)$	$p_k$	$s_k+p_k$
4	11.7	14.7	2.34	17.04

min **17.04**

$r_1$  17.04'den büyüktür, dolayısıyla bu düğüm dallanma içermez.

**b. Kısmi sıralama{2,3,4\*}**

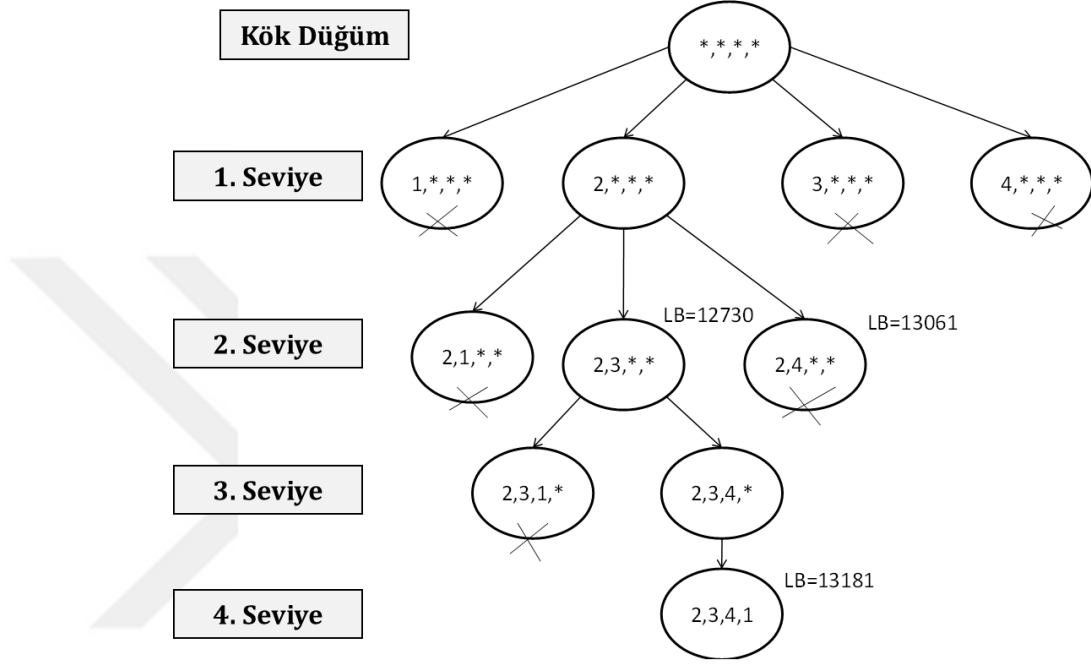
$r_4=11.7$ ,  $t_3=14.7$ , Çizelgelenmemiş işler (1)

k	$r_k$	$s_k=\max(t_j, r_k)$	$p_k$	$s_k+p_k$
1	32	32	3.2	35.2

min **35.2**

$r_4$  35.2'den küçüktür, dolayısıyla bu düğüm dallanma içerir.

Dolayısıyla  $j_4$  noktalara dahil edilen tek iştir. Sonuç olarak iş sıralaması  $\{2,3,4,1\}$  şeklindedir.



Şekil 6.8. Dört iş-tek makine problemi için 4. seviye düğümleri.

$\{2,3,4,1\}$  sıralaması içintoplam ağırlıklı E/G minimizasyon değeri Tablo 6.6.'da hesaplanmaktadır.

Tablo 6.6. Dört iş-tek makine E/G probleminin amaç değeri

İş	$p_j$	$r_j$	$t_j$	$C_j$	$d_j$	$E_j$	$T_j$	$w_j$	$Z_j$
2	2	4.7	4.7	6.7	144	137.3	0	22	3021
3	2.7	12	12	14.7	240	225.3	0	20	4506
4	2.34	11.7	14.7	17.04	96	78.96	0	22	1737
1	3.2	32	32	35.2	144	108.8	0	36	3917
<b>Amaç fonksiyonu değeri</b>									<b>13181</b>

Çözüm sürecinde açıldığı gibi tek makine toplam ağırlıklı E/G minimizasyon problemi için bu çalışmada açıklanan çözüm süresinin ilk aşaması tamamlanmıştır.

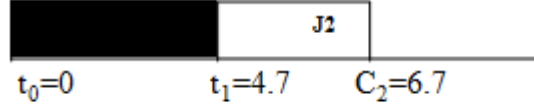
İkinci aşamada erken bitirmeleri minimum seviyeye indirmek için bloklama yöntemi ile boş zaman ilavesi yapılacaktır. Bunun için:

- Erken bitiş değerini minimalleştirmek için boş zamanlar işlerin arasına eklenir.
- Tablo 1.'de bahsedildiği gibi göre işlem süresini ve bırakılma zamanını düşünerek vardışya başlangıç zamanına ve vardiya sayısına karar verilir.

## **Adım 2: Boş zaman ilavesi için bloklama süreci:**

### **1.Blok**

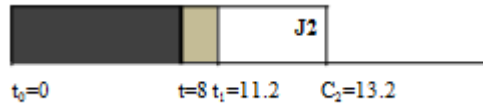
Verilen sıralamaya göre ilk işi ilk bloğa yerleştirin. Bu blok işin salıverme zamanına kadardır.



$$LB_2=3021, E_2= 137.3, \text{Ortalama}= 132, (\text{Bkz. denklem 5.11-5.13})$$

Fakat bu iş gecikmiş olmadığından dolayı, bu iş için başka bir başlangıç zamanını araştırabiliriz. Bu işi ikinci vardiyada başlayacak şekilde düşünebiliriz. Baker ve Trietsch'a (2009) göre, Z sıralaması en uygun ise ilk bloktaki ilk iş gecikmeli olamaz ve herhangi bir bloktaki son iş erken olamaz.

Verilere göre mümkün olan çalışma saati 16 saattir (iki vardiya), çünkü tüm işlerin toplam işlem süreci 10.24 saattir. Bu durum tablo 5.1 deki, 2. koşul ve d adımını sağlar. Dolayısıyla iş 2'yi saat 4.7'den 11.2'ye kaydırabiliriz.

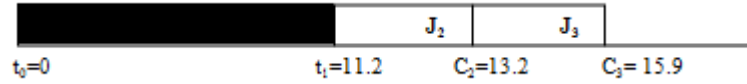


$$LB_2=2878, E_2= 130.8, d_2=132,$$

İş 2 için en erken değer ortalama teslim tarihine yakındır ve alt sınır 143'tür.

### **Blok 2:**

2. blokta, iş 3 bloğa eklenir: {2,3}, t=15.9'da tamamlanır ve alt sınır değeri aşağıdaki gibidir.



$$LB_{2,3}= 7360$$

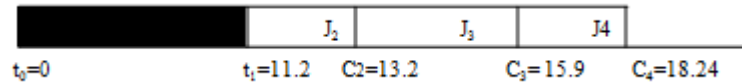
$$LB_2=2878$$

$$LB_3=4482, E_3= 224.1, d_3=228$$

Bloğu t=11.2'nin sonrasına kaydırmak mümkün müdür? Hayır, çünkü iş 3'ün erken değerinin, ortalama teslim zamanına yaklaşması iyidir. Aksi durumda iş gecikir.

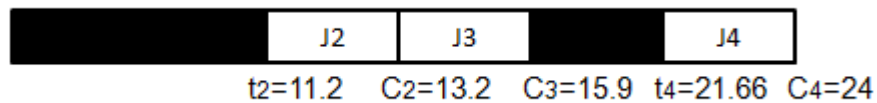
### **Blok 3**

Sonra 4. iş 2. bloğa eklenir {2,3,4}, t=18.24'te tamamlanır ve at sınırı:



$$LB_4=1711, E_4=78, d_4=72$$

İş 4 çok erken bitmektedir (Denklem 4.11). Dolayısıyla 4. işi t=21.66'e kaydırabiliriz. Böylece boş zamanın dahil edilmesiyle erken değerini düşürebiliriz ve sadece iş 4'ün bulunduğu yeni bir bloğumuz olur {4}.

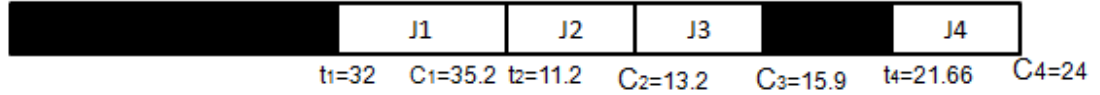


$$LB_4=1584, E_4=72, d_4= 72$$

Bu sayede 4.işin alt sınırı 127 azalır ve erken değeri teslim tarihine yakınlaşır.

#### **Blok 4**

1.iş bloğa eklenir {4, 1}. Ancak şu anki durumda 1.iş hazır değildir. Tabloda blok 4'ün 3.adımında görüldüğü gibi, çalışma saatleri neredeyse bittiği halde bu bloğu 1.iş yüzünden birleştirememekteyiz. Bunun sebebi 1.iş'in esnek olmayan bir iş olması ve çizelgelenmiş işlerin saatlerinin değiştirilemiyor olmasıdır. Ancak esnek olmayan ve gecikmiş bir işi çizelgelendirebiliriz; aşağıda gösterildiği gibi, r<sub>1</sub> vardiya saatlerinden büyük olmalıdır.



Şekil 6.9. Sıralama için boş vakit dahil edildikten sonra Gantt tablosu

Boş zamanlar ilave edildikten sonra amaç fonksiyon değeri Tablo 6,7'deki gibi hesaplanmaktadır.

Tablo 6.7. Boş zamanlar dahil edildiğindeki amaç fonksiyon değeri

job	p <sub>j</sub>	t <sub>j</sub>	C <sub>j</sub>	d <sub>j</sub>	E <sub>j</sub>	d <sub>jmin,</sub>	T <sub>j</sub>	w <sub>j</sub>	Z <sub>j</sub>
2	2	11.2	13.2	144	130.8	120	0	22	2878
3	2.7	13.2	15.9	240	224.1	216	0	20	4482
4	2.34	21.66	24	96	72	48	0	22	1584
1	3.2	32	35.2	144	108.8	72	0	36	3917

**12861**

Not: 1. iş çizelgelenin ertesi gününde ve işler 2 saatlik vardiyalarla yapılmaktadır, yani yüksek bırakılma zamanlı işler çizelgenin öncesinde yapılacaksa makinenin boş zamanına denk gelmelidirler.

#### 6.4.2. Beş iş-Tek makine Problemi

Tablo 6.8. Beş iş-tek makine problemi verileri

job	$p_j$	$r_j$	$d_{jmin}$	$d_{jmax}$	$w_j$
1	2	17	98	144	11
2	2	9	129	212	36
3	3	27	180	203	20
4	3	16	106	173	15
5	2	20	120	186	18

#### Adım 1: Dal sınır algoritması çözümü

Dal sınır algoritması adımları uygulandığında  $\{2, 1, 4, 5, 3\}$  sıralaması elde edilir ve amaç fonksiyon değeri Tablo 6.9 'da verilmiştir.

Tablo 6.9. Dal - sınır algoritması çözümü (5 iş problem için)

job	$p_j$	$r_j$	$C_j$	$d_j$	$w_j$	$E_j$	$d_{imin}$	$w_j E_j$	$w_j T_j$	<b>Z</b>
2	2	9	11	212	36	201	129	7236	0	7236
1	2	17	19	144	11	125	98	1375	0	1375
4	3	16	22	173	15	151	106	2265	0	2265
5	2	20	24	186	18	162	120	2916	0	2916
3	3	27	30	203	20	173	180	3460	140	3600
										<b><u>17392</u></b>

Dal ve sınır yöntemine dayalı işlemler sonu bu sıralamayı elde ettikten sonra, aşağıdaki şekilde bir sıralama yapabiliriz.

#### Adım 2: Boş zaman ilavesi için bloklama süreci:

##### Blok 1

Sıralamaya göre ilk iş ilk bloğa yerleştirilir. 2. iş  $t=9$ 'da başlar  $t=11$ 'de biter.  $LB_2=7236$ ,  $E_2=201$ ,  $d_2=170.5$ . Görüldüğü üzere çok erken. Dolayısıyla esnek olmayan işlemler dışarıda bırakılarak kaydırılabilir.



Şu andan itibaren 2 vardiyamız var (yani 16 saat). 8'de başlıyor ve 24'te bitiyor. Ancak 2.iş saat 9 gibi erken bir saatte başlıyor.  $T=15$ 'e kaydırabiliriz ve böylece  $t=17$ 'de sonlanır.

Yeni alt sınır;  $LB_2=7020$ ,  $E_2=195$ . Bu değer eski değerden 216 daha azdır.

## **Blok 2**

2. bloğa 1.iş eklenir:  $\{2,1\}$ ,  $t=19$ ' da biter ve alt sınırı:

$LB_1= 1375$ ,  $E_1= 125$ ,  $d_1= 121$ . Görüldüğü gibi en erken değer ortalamaya yakındır.

## **Blok 3**

4.iş blok 2'ye eklenir :  $\{2,1,4\}$ , 22'de biter ve alt sınırı:

$LB_4= 2265$ ,  $E_4= 151$ ,  $d_4= 139.5$ , görüldüğü gibi erkendir.

$T=21$ 'e kaydırıp  $t=24$ 'te biten yeni bir blok oluşturulur  $\{4\}$ . Ancak  $t=24$ 'ten sonrasına kaydıramayız.

$LB_4= 2235$ ,  $LB_4= 149$

## **Blok 4**

5.iş yeni bloğa eklenir ;  $\{ 4, 5\}$ , ancak mümkün olan çalışma saati blok tutarı minimalleştirilmeden sona erer. Ancak bloklar arasında bir boşluk bulunmaktadır.

Bundan dolayı blokları birleştirebiliriz;  $\{2,1,4,5\}$

$LB_5= 2916$ ,  $E_5=162$ .  $d_5= 153$ , İyi bir değer.

## **Blok 5**

Şu anda çizelgelenmemiş 1 adet esnek olmayan geç işimiz;  $r_3$  vardiya saatlerinden fazla olduğu için, aşağıda gösterildiği şekilde çizelgelenmiş işlerin öncesine yerleştirilebilir.

Tablo 6.10. 5 iş-tek makine problemi için boş zamanlar dahil edildikten sonra amaç fonksiyon değeri

job	$p_j$	$t_j$	$C_j$	$d_j$	$w_j$	$E_j$	$d_{jmin}$	$w_j E_j$	$w_j T_j$	Z
2	2	15	17	212	36	195	129	7020	0	7020
1	2	17	19	144	11	125	98	1375	0	1375
4	3	19	22	173	15	151	106	2265	0	2265
5	2	22	24	186	18	162	120	2916	0	2916
3	3	27	30	203	20	173	180	3460	140	3600

**17176**

### **6.4.3. Sekiz iş-Tek makine Problemi**

Tablo 6.11. Sekiz iş-tek makine problemi verileri

job	$p_j$	$r_j$	$d_{jmin}$	$d_{jmax}$	$w_j$
1	3	27	180	203	15
2	3	11	150	169	6
3	3	21	62	96	15
4	2	5	79	173	4
5	2	8	55	137	19
6	2	7	64	194	16
7	2	16	125	203	14
8	3	10	144	190	11

#### **Adım 1: Dal sınır algoritması çözümü**

Dal sınır algoritması adımları uygulandığında {4,6,2,8,7,5,3,1} sıralaması elde edilir ve amaç fonksiyon değeri Tablo 6.12. 'de verilmiştir.

Tablo 6.12. Dal - sınır algoritması çözümü (8 iş problem için)

job	$p_j$	$r_j$	$C_j$	$d_{jmax}$	$w_j$	$E_j$	$d_{jmin}$	$w_j E_j$	$w_j T_j$	Z
4	2	5	7	173	4	166	79	664	0	664
6	2	7	9	194	16	185	64	2960	0	2960
2	3	11	14	169	6	155	150	930	0	930
8	3	10	17	190	11	173	144	1903	0	1903
7	2	16	19	203	14	184	125	2576	0	2576
5	2	8	21	137	19	116	55	2204	0	2204
3	3	21	24	96	15	72	62	1080	0	1080
1	3	27	30	203	15	173	180	2595	105	2700
										<b><u>15017</u></b>

**Adım 2: Boş zaman ilavesi için bloklama süreci:**

**Blok 1**

4. iş bloğa dahil edilir; {4}, ve 5'te başlar  $t=7$ 'de biter.  $LB_4=664$ ,  $E_4=166$ ,  $d_4=126$ , erken bir iş. 5'in sonrasına kaydırmak mümkündür. Esnek olmayan geç işler için bir boşluk bırakılıp başlatılabilir.  $t=8$ 'e kaydırılır ve  $t=10$ 'da biter.

$LB_4=652$ ,  $E_4=163$

**Blok 2**

6. iş bloğa eklenir ; {4, 6},  $t=12$ 'de biter

$LB_6=2912$ ,  $E_6=182$ ,  $d_2=129$

$LB_{4,6}=3564$

6. iş çok erken olduğu için boş zaman dahiledilir ve iş  $t=14$ 'te başlayıp  $t=16$ 'da biter.

$LB_6=2848$ ,  $E_6=178$

**Blok 3**

2. iş blok 2'ye eklenir; {6, 2}

$LB_2=900$   $E_2=150$ ,  $d_2= 159.5$ , geç olmaya yakındır.  $t=16$ 'nın öncesine kaydırabiliriz. Blok 1 ve 2'nin arasında bir boşluk var. Bu yüzden bu bloğu  $t=10$ 'a kaydırıp blokları birleştirebiliriz.  $\{4,6,2\}$

$LB_{4,6,2}=4488$ ,  $LB_2=924$ ,  $E_2= 154$ ,  $d_2= 159.5$

#### **Blok 4**

8'de biten 8.iş eklenir,  $\{4, 6, 2, 8\}$

$LB_8= 1892$ ,  $E_8= 172$ ,  $d_8= 167$ , sonuç hâlihazırda iyi olduğu için devam edebiliriz.

#### **Blok 5**

7.iş blok 5'e eklenir,  $\{4, 6, 2, 8, 7\}$

$LB_7=2562$   $E_7=183$ ,  $d_7= 164$ , görüldüğü üzere erken iştir.

Boş zaman eklenir ve  $t=20$ 'de başlayıp  $t=22$ 'de biter.

$LB_7=2534$   $E_7=181$ ,  $d_7= 164$

#### **Blok 6**

5.iş 6.bloğa eklenir ; $\{7, 5\}$ .  $t=24$ 'te biter.

$LB_5= 2147$ ,  $E_5=113$ ,  $d_5= 96$

Erken olmasına rağmen,  $t=24$ 'ün sonrasına kaydırılamayacağı için böyle bırakılır.

#### **Blok 7**

3.iş eklenir  $\{7,5,3\}$ .

Zaman bittiği için bloğu  $t=18$ 'e kaydırırız  $\{7, 5, 3\}$ . Böylece iki blok birleşir ancak 3.iş bitmemiş olur. Bu yüzden bütün bloğu kaydırırız ve blok 7'de başlayıp  $t=24$ 'te biter. Bırakılma zamanı minimum olan bir iş asla geç kalmaz.

$LB_{4,6,2,8,7,5,3}=12277$

## **Blok 8**

8. bloğa esnek olmayan geç iş eklenir {1}. Bu iş makinenin boş zamanına çizelgelenir.

Sonuçlar aşağıda Tablo 6.13 'de gösterilmiştir:

Tablo 6.13. 8 iş problem için boş zamanlar kullanıldıktan sonra objektif değer

job	p <sub>j</sub>	t <sub>j</sub>	C <sub>j</sub>	d <sub>j</sub>	w <sub>j</sub>	E <sub>j</sub>	d <sub>jmin</sub>	w <sub>j</sub> E <sub>j</sub>	w <sub>j</sub> T <sub>j</sub>	Z
4	2	7	9	173	4	164	79	656	0	656
6	2	9	11	194	16	183	64	2928	0	2928
2	3	11	14	169	6	155	150	930	0	930
8	3	14	17	190	11	173	144	1903	0	1903
7	2	17	19	203	14	184	125	2576	0	2576
5	2	19	21	137	19	116	55	2204	0	2204
3	3	21	24	96	15	72	62	1080	0	1080
1	3	27	30	203	15	173	180	2595	105	2700

**14977**

Amaç fonksiyonlara ve uyumluluk koşullarına dayanarak farklı büyüklükteki problemlerin sonuçlarının karşılaştırılması Tablo 6.14'te aktarılmıştır.

Tablo 6.14. Farklı iş sayıları için boş zaman ilaveli E/G problemi çözümlerinin karşılaştırılması

İş sayısı	4 iş		5 iş		8 iş	
	Dal sınır	Boş zaman ilaveli-Dal sınır	Dal sınır	Boş zaman ilaveli-Dal sınır	Dal sınır	Boş zaman ilaveli-Dal sınır
Objektif değer	13181	12861	17392	17176	15017	14977
Geciken iş sayısı	2	1	1	1	1	1
C <sub>max</sub>	35.2	35.2	30	30	30	30
Fark	0	320	0	216	0	40

- 4 işlik bir durumda dal sınır algoritması kullanarak optimal bir sonuç elde edilmiştir. Fakat iki işte gecikme olmuştur. Boş zamanların ilavesiyle ve başlangıç zamanının değişmesiyle beraber amaç fonksiyon değeri 320 azaldı ve geciken iş sayısı bire düşmüştür. Bu durum önerilen bloklama yöntemiyle boş zaman ilaveli dal sınır algoritmasının normal dal sınır algoritmasına göre daha iyi sonuçlar verdiğini göstermektedir.
- 5 iş için hem dal sınır hem de bloklama yöntemiyle boş zaman ilaveli dal sınır algoritmasının optimal sonuçlar elde edilmiştir. Bu çalışmada önerilen bloklama yöntemiyle boş zaman ilaveli dal sınır algoritmasının amaç fonksiyonu açısından daha iyi sonuçlar verdiği görülmektedir.
- 8 iş için hem dal sınır hem de bloklama yöntemiyle boş zaman ilaveli dal sınır algoritmasının optimal sonuçlar elde edilmiştir.. Bu çalışmada önerilen bloklama yöntemiyle boş zaman ilaveli dal sınır algoritmasının amaç fonksiyonu açısından daha iyi sonuçlar verdiği görülmektedir.

Sonuç olarak küçük iş sayısı içeren E/G problemleri için bu çalışmada önerilen bloklama yöntemiyle boş zaman ilaveli dal sınır algoritmasının normal dal sınır algoritmasına göre daha iyi sonuçlar verdiğini görülmektedir.

## 7. SONUÇ VE ÖNERİLER

Bir ya da daha fazla amacı gerçekleştirmek için kıt kaynakların işlere atanmasını ele alan bir karar verme işlemi olan çizelgeleme kavramı uzun zamandır araştırmacıların üzerinde çalıştıkları önemli bir konudur. Özellikle işletmelerin çözmek için uğraştıkları stok oluşumu, dar boğaz meydana gelmesi, işlerin müşterilere geç teslim edilmesi, işlerin erken bitirilmesinden dolayı stokta deforme olması vb. birçok problemin kök nedeni çizelgeleme hatalarıdır.

Son zamanlarda üretim alanında en popüler kavramlardan birisi “Tam Zamanında Üretim (TZÜ)” felsefesidir. TZÜ’e göre işler ne zamanından önce ne de sonra bitirilmelidir. Her ikisi de istenilmeyen durumlardır. Çünkü iş erken ya da geç bitirmeler fazla stok, ürün yıpranmaları, müşteri kaybı vs. istenilmeyen negatif tesirlere sebep olmaktadır. Bu durumun üretim çizelgelemede de dikkate alınması ile son yıllarda tam zamanında üretim felsefesine uygun olarak E/G problemleri araştırmacıların dikkatini çekmeye başlamıştır. Literatürde işlerin erken ya da geç tamamlanmasının cezalandırıldığı çizelgeleme modeli erken/geç (E/G) çizelgeleme problemi olarak adlandırılmaktadır. Bu problemde işlerin erken ve geç geç bitirilmelerine ceza verilerek, E/G cezalarının toplamını en küçükleyen iş çizelgesinin bulunması hedeflenmektedir.

Bu çalışmada, TZÜ prensibine uygun olarak faaliyet gösteren üretim firmaları için farklı teslim sürelerine sahip işler için erken/geç bitirme süresi minimizasyonu amaçlı tek makine çizelgeleme problemi ele alınmıştır. Ele alınan problemin çözümü için iki aşamalı bir çözüm metodu önerilmiştir. İlk olarak, Dal ve Sınır algoritmasını kullanarak uygun sıralamayı bulmak, ikinci olarak da; bloklama yöntemini kullanarak makineye boş zamanının eklenmesi ile ilk aşamada elde edilen çözümü iyileştirmek. Özellikle birinci aşama çözümünde dallanma sürecinde en iyi düğümü bulma işlemlerin iş sıralaması yaparken en yüksek indekse sahip olan iş önce gelsin şeklinde yeni bir sıralama yöntemi önerilmiştir. E/G problemi için dal ve sınır çözümünde alt sınır yaklaşımı tercih edilmiştir.

Bu çalışmada geliştirilen model, Etiyopya'da faaliyet gösteren bir tekstil firmasının makine çizelgeleme problemine adapte edilmiştir. Bu göre 4, 5 ve 8 iş boyutlarını için örnek çözümlere yer verilerek gerçek hayat uygulaması yapılmıştır. Sonuçlar çalışmada önerilen iki aşamalı boş zaman ilaveli dal sınır yaklaşımının, sadece dal sınır çözümlerine göre daha iyi sonuçlar verdiğini göstermektedir.

Gelecek çalışmalarda bu yöntem sezgisel metotlar yardımıyla büyük ölçekli örnekler için uygulanabilir.





## KAYNAKLAR

- Abdul Razaq.T., Potts. C., 1988. A Dynamic Program State-Space Relaxation For Single Machine Scheduling. *Journal Of Operational Research Society*, 39,141-152.
- Abdul Razaq.T.S., Al Saidy. S. K., Al Zuwaini M. K., 2010. Multiple Objective Function On A Single Machine Scheduling Problem. *Journal of Kufa for Mathematics and Computer*, 1, 10 - 25.
- Akjiratikarl .C., P.Yenradee., 2004. Branching And Bound Approach For Single-Machine Sequencing With Early/Tardy Penalties And Sequence-Dependent Setup Cost. *IEMS*, 3, 100-115.
- Alharkan. M.I., 2011. *Algorithms For Sequencing And Scheduling*. King Saud University . Riyadh.
- Azızoğlu .M., Kondakçı. S., Kirca. Ö., 1991. Bicriteria Scheduling Problem Involving Total Tardiness And Total Earliness Penalties. *International Journal Of Production Economics* , 23, 17-24.
- Baker, K.R., 1974. *Introduction To Sequencing And Scheduling*. John Wiley And Sons, New York.
- Baker. K.R., Scudder.G., 1990. Sequencing With Earliness And Tardiness Penalties: A Review. *Operations Research*, 38, 22-36.
- Baker.K.R., 2014.Minimizing Earliness And Tardiness Costs In StochasticScheduling. *European Journal Of Operational Research*, 236, 445-452.
- Baker.R.K., Trietsch.D., 2009. *Principles Of Sequencing And Scheduling*, A John Wiley& Sons, Inc, Hoboken. New Jersey,
- Bellman, R., Esogbue, A. O., And Nabeshima, I., 1982. *Mathematical Aspects Of Scheduling And Applications* (Oxford: Pergamon).
- Blazewicz J., Ecker. K., Pesch.E, Schmidt.G., Weglar.J., 2007. *Handbook On Scheduling From Theory To Applications*. Springer-Verlag Berlin Heidelberg 2007.
- Brucker .P., 2004. *Scheduling Algorithms*.Springer-Verlag Berlin Heidelberg, Fourth edition
- Bülbül K., Kaminsky P., and Yano C., 2007. Preemption in single machine earliness/tardiness scheduling, *Journal of Scheduling*, 10, pp.271-292.

- Chang.F-R., 1988. The Inverse Optimal Problem: A Dynamic Programming Approach. *The Econometrica* ,56,147-172.
- Chang.P.C ., 1999. A Branch And Bound Approach For Single Machine Scheduling With Earliness And Tardiness Penalties. *Computers And Mathematics With Applications*, Elsevier Science, 37, 133-144.
- Chen.J-Y., Lin. S-F., 2002. Minimizing weighted earliness and tardiness penalties in single-machine scheduling with idle time permitted. *Naval Research Logistics (NRL)*,49,760-780.
- Cheng. T. C. E.,Kahlbacher. H. G.,1991. A proof for the longest-job-first policy in one-machine scheduling. *Naval Research Logistics*,38,715-720.
- Chu.C., 1992. A Branch And Bound Algorithm To Minimize Total Tardiness With Different Release Dates. *Naval Research Logistics* ,39, 265-283.
- Coleman, B.J., 1992. A Simple Model For Optimizing The Single Machine Early/Tardy Problem With Sequence Dependent Setups, *Production And Operation Managemet*, 1, 225-228.
- Conway.R.W., Maxwell,W.L., Miller. L. W., 2003. *Theory Of Scheduling*, DOVER PUBLICATIONS, INC.Mineola, New York.
- Das.S., 2009. Jute Composite And Its Application, International Workshop, IJSG, Indian Jute Industries Research Association, 17 Taratola Road, Kolkata-700088, India.
- Davis. J. S., Kanet . J. J., 1993. Single-machine scheduling with early and tardy completion costs. *Naval Research Logistics (NRL)*, 40, 85–101.
- Detienne.B.,Pinson. É., DavidRivreau.D., 2010. Lagrangian domain reductions for the single machine earliness–tardiness problem with release dates. *European Journal of Operational Research*, 20, 45-54.
- Du.J., Leung. J.Y.T., 1990. Minimizing Total Tardiness On One Machine Is NP-Hard. *Mathematics Of Operations Research* ,15,483-495.
- Feroz.H.M., Nahar.J., Rahman.M., 2011.ECO-FRIENDLY JUTE PROCESSING IN BANGLADESH. *Journal of Chemical Engineering*, 26, 58-62.
- Framinan .M. J., Leisten. R., Garcia.R.R .,2014. *Manufacturing Scheduling Systems: An Integrated View on Models, Methods and Tools*. Springer verlag, London.

- French.S., 1982. Sequencing And Scheduling: An Introduction To Mathematic Of The Job-Shop. New York, John Wiley And Sons.
- Fry.T.D., Armstrong. R. D., Blackstone., J.H., 1987. Minimizing Weighted Absolute Deviation In Single Machine Scheduling, IIE Transactions,19, 445-450.
- Fry.T.D.,Armstrong. R. D., Darby-Dowman.K.,Philipoom. P.R., 1996. A branch and bound procedure to minimize mean absolute lateness on a single processor.Computers & Operations Research, 23,171-182.
- Garey. M.R., Tarjian. R.E., Wilfong. G.T., 1988. One Processor Scheduling With Symmetric Earliness And Tardiness Penalties. Mathematics Of Operations Research, 13, 330-348.
- Gordon.V., Proth· J.M.,Chu.C., 2002.A survey of the state-of-the-art of common due date assignment and scheduling research.European Journal of Operational Research. 139, 1-25
- Graham . R.L., Lawler. E. L., Lenstra. J.K., Rinnooy. K., 1979. Optimization And Approximation In Determining Sequencing And Scheduling: A Survey. Annals of Discrete Mathematics, 5, 287-326.
- Gölcük.I., Baykasoğlu.A., Madenoğlu.S.F., 2014. Kril Sürüsü Algoritması İle Atölye Çizelgeleme. Deü Mühendislik Fakültesi Mühendislik Bilimleri Dergisi, 16, 61-75.
- Gupta.S., Sen.T., 1983. Minimizing A Quadratic Function Of Job Lateness On A Single Machine. Engineering Costs Production Economics, 7, 181-194.
- Hendel. Y.,Runge.N., Sourd.F., 2009. The one-machine just-in-time scheduling problem with preemption. Discrete Optimization, 6,10-22.
- Herrmann .J.W., 2006. Handbook of Production Scheduling. Springer Science + Business Media, LLC, America.
- Hongwei.M., Chang. W. J., 2011. Structure And Mechanical Properties Of Jute Polylactic Acid Biodegradable Composites. Journal Of Composite Materials, 45, 305-764.
- Hoogeveen. J.A. ,2005. Multicriteria Scheduling: European Journal Of Operational Research, 167,592-623.
- Hoogeveen. J.A., Van De Velde. S.L., 1996. A Branch And Bound Algorithm For Single Machine Earliness-Tardiness Scheduling With Idle Time. INFORMS Journal On Computing 8, 402-412.

- Jozefowska. J., 2007. Just In Machine Scheduling: Models And Algorithms For Computer And Manufacturing Systems. Springer Science + Business Media, LLC, New York.
- Kanet. J., Sridharan. V.,2000. Scheduling With Inserted Idle Time: Problem Taxonomy And Literature Review. *Operation Research INFORMS*, 48 , 099-110.
- Keyser.K.T., Sarper.H., 1991. A Heuristic Solution Of The E/T Problem With Waiting Costs And Non-Zero Release Times. *Computers ind. Engng*, 21, 297-301.
- Kim. Y.D., Yano.C., 1994. Minimizing Mean Tardiness And Earliness In Single Machine Scheduling Problems With Unequal Due Dates, *Naval Research Logistics* , 41, 913-933.
- Kondakci. S.K., Emre.E., Koksalan.M., 1997. Scheduling of unit processing time jobs on a single machine., 654-660. In[T'Kindt and Billaut;2006]
- Lakshminarayan.S., Lakshmanan.R., Papineau.L.R., Rochette. R., 1978. Optimal Single-Machine Scheduling with Earliness and Tardiness Penalties. *Operations Research*, 26, 1079-1082.
- Lawler, E. L., Lenstra, J. K., Rinnooy Kan, A. H. G., Shmoys, D. B., 1989. Sequencing And Scheduling: Algorithms And Complexity. Report Bs-R8909, Centre For Mathematics and Computer Science, Amsterdam.
- Lawler, F.L,1977. A Pseudopolynomial Algorithm For Sequencing Jobs To Minimize Total Tardiness. *Annals Of Discrete Mathematics*, 1, 331-342.
- Lawler.E.L., Lenstra.J.K., Rinnooy.K.A.H.G,Shmoys.B.D., 1993.Sequencing and Scheduling: Algorithms and Complexity.Elsevier Science Publishers B. Vol. 4.
- Lee.C.Y.,Choi.J.Y ., 1995. A genetic algorithm for job sequencing problems with distinct due dates and general early-tardy penalty weights.*Computers & Operations Research*, 22, 857-869.
- Lenstra,J.K., Rinnooy. K., A.H.G., Brucker,P.,1977. Complexity Of Machine Scheduling Problems. *Annals Of Discrete Mathematics*, 1, 343-362.
- Li.G., 1997. Single machine earliness and tardiness scheduling.*European Journal of Operational Research*. 96, 546-558.
- Mannur, N.R., Addagatla, J.B., 1993. Heuristic algorithms for solving earliness-tardiness scheduling problems with machine vacations. *Computers and Industrial Engineering*, 25, 255-258.

- Moghaddam. R.T., Moslehi.G., Vasei. M., Azaron. A ., 2006. A Branch And Bound Algorithm For A Single Machine Sequencing To Minimize The Sum Of Maximum Earliness And Tardiness With Idle Insert. Elsevier Sci ,174, 388-408.
- Molae.E.,Moslehi.G., Mohammad.R., 2010.Minimizing Maximum Earliness And Number Of Tardy Jobs In The Single Machine Scheduling Problem. Computers & Mathematics With Applications, 60,2909-2919.
- Mortn,T.E., Pentico,D.W., 1993. Heuristic Scheduling Systems With Applications To Production Systems And Project Management. Wiley.
- Müller. T., 2005. <http://www.unitime.org/papers/phd05.pdf>
- Nandkeolyar.U., Ahmed.U.M., Sundararaghavan.P.S., 1993.Dynamic Single-Machine-Weighted Absolute Deviation Problem: Predictive Heuristics And Evaluation.International Journal Of Production Research, 31, 1453-1466.
- OW.P.S., Morton.T.E., 1989. The Single Machine Early/Tardy Problem. Management Science. 35, 177 – 191.
- Özfirat P., 2013. Üretim çizelgeleme. Celal Bayar Üniversitesi Yay.,İzmir.
- Pinedo. M.L, 2008. Scheduling: Theory, Algorithms, And Systems. Springer Science+Business Media.LLC., Third edition.
- Rabadia.G., Mollaghasemib.M., Anagnostopoulos. G.C., 2004. A branch-and-bound algorithm for the early/tardy machine scheduling problem with a common due-date and sequence-dependent setup time. Computers & Operations Research, 31,1727 – 1751.
- Rinnooy Kan .A.H.G., 1976. Machine Scheduling Problems: Classification, Complexity, And Computation. Martinus Nijhoff, The Hague.
- Sahari. J., Sapuan .S.M.,2011. Natural Fiber Reinforced Biodegradable Polymer Composites. Rev. Adv.Mater.Sci.30, 166-174.
- Schaller.J., 2004. Single machine scheduling with early and quadratic tardy penalties. Computers & Industrial Engineering, 46,511-532.
- Sidney .J.B., 1977. Optimal Single-machine scheduling with earliness and tardiness penalties. Opertaions research, 25, 62-69.
- Sourd.F And Kedad-Sidhoum .S., 2003. The One Machine Problem With Earliness And Tardiness Penalty. Journal Of Scheduling, 6, 533-549.

- Sourd.F And Kedad-Sidhoum .S., 2008. A faster branch and bound algorithm for the earliness-tardiness scheduling Problem. *Journal Of Scheduling*, 11, 49-58.
- Sourd.F., 2009. New Exact Algorithms For One-Machine Earliness-Tardiness Scheduling. *INFORMS Journal on Computing*. 21, 167-175.
- Sourd.F., Kedad- Sidhoum.S., 2005. An Efficient Algorithm For The Earliness-Tardiness Scheduling Problem. Paris, France.
- Sridharan.V., Z.Zhou.Z.1996. A decision theory based scheduling procedure for single-machine weighted earliness and tardiness problems.*European Journal of Operational Research*,94, 292-301.
- Szwarc.W., Mukhopadhyay.K.S., 1995. Optimal timing schedules in earliness-tardiness single machine sequencing. *Naval Research Logistics*, 42,1109-1114.
- T'Kindt. V., Billaut. J. C., 2006. *Multi-Criteria Scheduling: Theory, Models And Algorithms*. Springer-Verlag Berlin Heidelberg, Germany.
- Tanaka.S., 2012. A Dynamic-Programming-Based Exact Algorithm For General Single-Machine Scheduling With Machine Idle Time.*Journal Of Scheduling*, 15, 347–36.
- Tanaka.T., Sasaki. T., Araki.M., 2003. A Branch And Bound Algorithm For Single Machine Weighted Earliness-Tardiness Scheduling Problem With Job Independent Weights. *IEEE International Conference On Systems, Man And Cybernetics* ,1571-1577.
- Tsai. T-I ., 2007. A Genetic Algorithm For Solving The Single Machine Earliness/Tardiness Problem With Distinct Due Dates And Ready Times, *Int. J.Adv. Manuf Technol*, 31, 994-1000.
- Valente. J. M.S.,, Alves. R.A.F.S., 2005a. Improved Lower Bounds For The Single Machine Earliness/Tardiness Scheduling Problem With Release Dates. *International Journal Of Operations Research*, 2, 9-16.
- Valente. J.M.S., Alves. R.A.F.S., 2005b. An Exact Approach To Early/Tardy Scheduling With Release Dates, *Computers And Operations Research*, 32, 2905-2917.
- Valente.M.S.J., 2008. An Exact Approach For The Single Machine Scheduling Problem With Linear Early And Quadratic Tardy Penalties. *Asia-Pacific Journal Of Operational Research*, 25, 169-186.

- Valente.M.S.J., Moreira .R.A.M,2009. Greedy randomised dispatching heuristics for the single machine scheduling problem with quadratic earliness and tardiness penalties.The International Journal of Advanced Manufacturing Technology, 44,995-1009.
- Valente.M.S.J., Schaller.E.J., 2010. Improved heuristics for the single machine scheduling problem with linear early and quadratic tardy penalties. European Journal of Industrial Engineering, 4, 99-129.
- Valente.M.S.J.,Gonçaves.F.J., 2009.A genetic algorithm approach for the single machine scheduling problem with linear earliness and quadratic tardiness penalties.[Computers & Operations Research](#), 36, 2707-2715.
- Ventura A.J., Radhakrishnan. S., 2003. Single machine scheduling with symmetric earliness and tardiness penalties. European Journal of Operational Research,144, 598-612.
- Ventura J.A., Weng. M.X., 1995. An Improved Dynamic Programming Algorithm For The Single Machine Absolute Deviation Problem With A Restrict Common Due Date. Operation Research Letters,17,149-152.
- Wan.G., Yen.B.P.C., 2002.Tabu search for single machine scheduling with distinct due windows and weighted earliness/tardiness penalties. European Journal of Operational Research, 142, 271-281.
- Yano. C.A., And Y.D.Kim., 1991. Algorithms For A Class Of Single-Machine Weidhted Tardiness And Earliness Problems. European Journal Of Operational Research, 52, 167-178.
- Yau.H., Pan.Y., Shi.L., 2008. New Solution Approaches To The General Single Machine Earliness Tardiness Problem. IEEE, 5, 349-360.

## ÖZGEÇMİŞ

Adı Soyadı : Sebrina Dawd

Doğum Yeri ve Yılı : Motta, 29/07/1987

Medeni Hali :(Evlü)

Yabancı Dili : İngilizce

E-posta : sebry3@yahoo.com

### Eğitim Durumu

Lise : Motta High School, 2005

Lisans : Bahirdar Univerisity, Engineering, Textile Engineering

Yüksek Lisans : İstanbul Ticaret Üniversitesi,  
Fen Bilimleri Enstitüsü,Endüstri MühendisliğiAnabilim Dalı

### Mesleki Deneyim

G-7 Trading & Industry P.L.C,

Research & Development

2009-2013