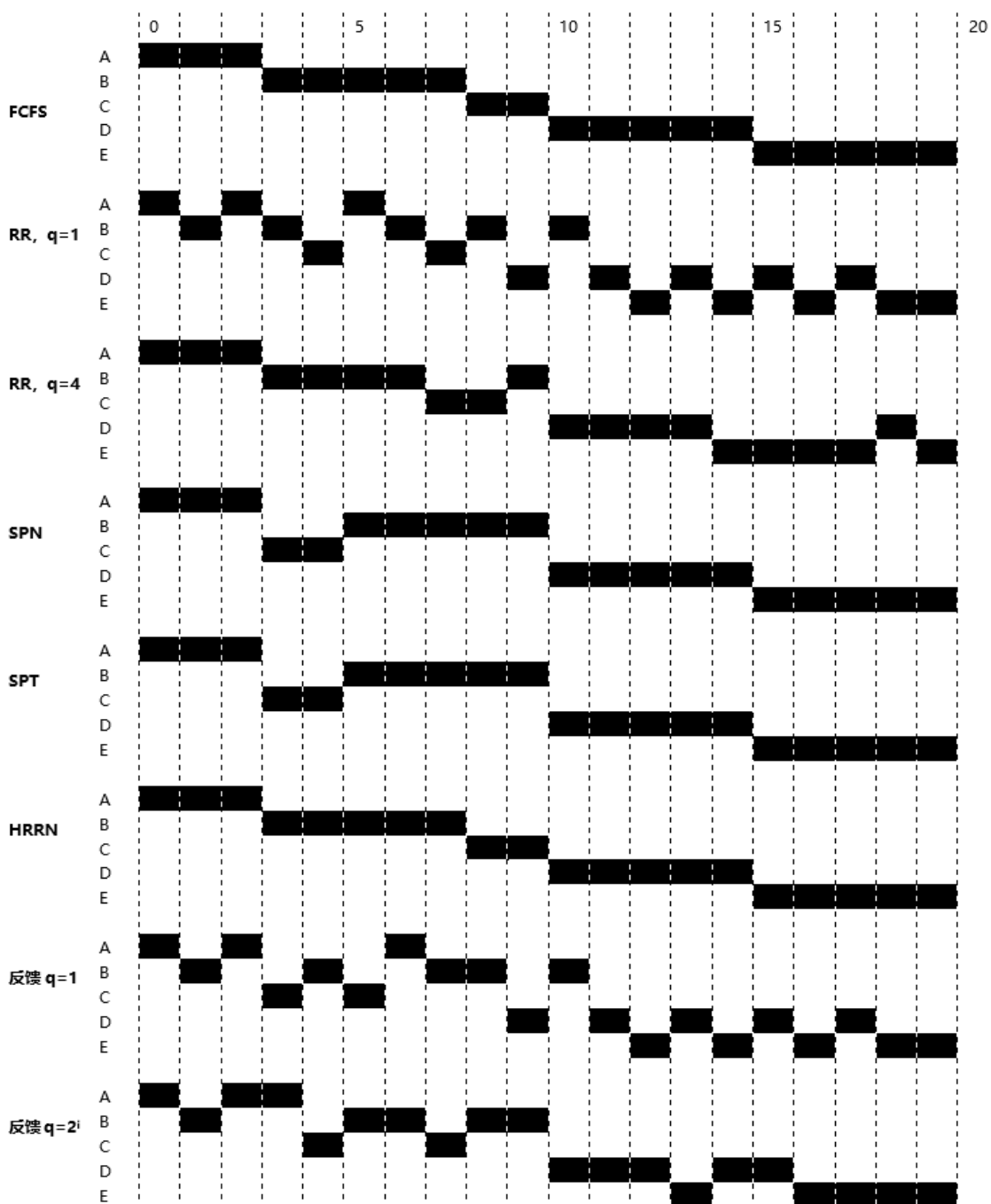


完成教材习题 9.2、9.8、9.16、10.2 和 10.7

习题 9.2

如下所示。



调度策略比较

进程	A	B	C	D	E	
到达时间	0	1	3	9	12	
服务时间 (T_s)	3	5	2	5	5	平均值

FCFS

完成时间	3	8	10	15	20	
周转时间 (T_r)	3	7	7	6	8	6.20
T_r / T_s	1.00	1.40	3.50	1.20	1.60	1.74

RR, $q=1$

完成时间	6	11	8	18	20	
周转时间 (T_r)	6	10	5	9	8	7.6
T_r / T_s	2	2	2.5	1.8	1.6	1.98

RR, $q=4$

完成时间	3	10	9	19	20	
周转时间 (T_r)	3	9	6	10	8	7.2
T_r / T_s	1	1.8	3	2	1.6	1.88

SPN

完成时间	3	10	5	15	20	
周转时间 (T_r)	3	9	2	6	8	5.6
T_r / T_s	1	1.8	1	1.2	1.6	1.32

SPT

完成时间	3	10	5	15	20	
周转时间 (T_r)	3	9	2	6	8	5.6
T_r / T_s	1	1.8	1	1.2	1.6	1.32

HRRN

完成时间	3	8	10	15	20	
周转时间 (T_r)	3	7	7	6	8	6.20
T_r / T_s	1.00	1.40	3.50	1.20	1.60	1.74

反馈 $q=1$

完成时间	7	11	6	18	20	
周转时间 (T_r)	7	10	3	9	8	7.4
T_r / T_s	2.333333333	2	1.5	1.8	1.6	1.846666667

反馈 $q=2^i$

完成时间	4	9	8	16	20	
周转时间 (T_r)	4	8	5	7	8	6.4
T_r / T_s	1.333333333	1.6	2.5	1.4	1.6	1.686666667

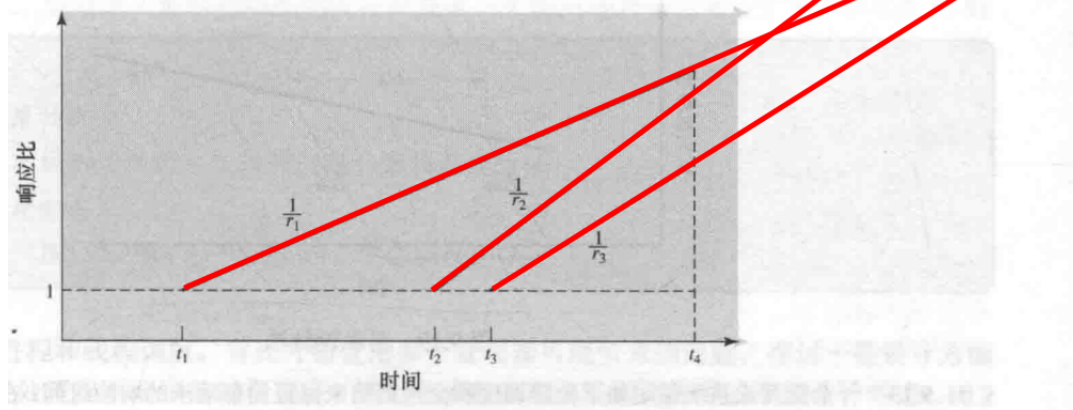
习题 9.8

上题算法：

首先，计算 $t + t_1 + t_2 + t_3$ 时刻的各个作业的响应比（无论哪种调度方法，此时所有的作业都已完成），由于响应比随时间增加而增加，对各个作业来说， $t + t_1 + t_2 + t_3$ 时刻的响应比是该作业被最后调度完成时的响应比，若要使这批作业的最大响应比最小，则最后调度的应是这时响应比最

小的作业。假设此时作业 3 的响应比最小，因此最后调度作业 3。

在单处理器的系统中，在刚完成一个作业后的时刻 t ，就绪队列中包含三个作业。这些作业在时刻 t_1 、 t_2 和 t_3 到达，估计执行时间分别为 r_1 、 r_2 和 r_3 。图 9.18 表明它们的响应比随时变化。使用该例，设计响应比调度的一个变体（称为极小极大响应比调度算法），使给定的一批作业（忽略后来到达的作业）的最大响应比最小（提示：首先确定最后调度哪个作业）。



下面考虑其余作业的调度（作业 1、作业 2），计算 $t + t_1 + t_2$ 时这 2 个作业的响应比，若要使这批作业的最大响应比最小，则最后调度的应是这时响应比最小的作业，假设为作业 1，因此倒数第 2 个调度是作业 1，最先调度的是作业 2。

换言之，该算法通过推迟响应比增长速度较慢的进程来减小这批作业的最高响应比。

证明：

在时间 t 时的队列，仅仅在前一个进程结束且忽略以后作业的到来。将等待执行的作业编号从 1 到 n ：

作业	到达时间	服务时间
1	t_1	r_1
2	t_2	r_2
...
i	t_i	r_i
...
n	t_n	r_n

假设作业 i 在完成前能达到最高的响应时间比。当作业 1 到作业 i 都执行结束，此时的时间为 $T_i = t + r_1 + r_2 + \dots + r_i$ ，作业 i 的响应比为 $R_i(T_i) = (T_i - t_i)/r_i$ ($R_i(T_i)$ 为进程 i 在 T_i 时的响应比)

执行作业 i 的原因是它的响应比将是以下作业在 T_i 时最小的：

$$R_i(T_i) = \min[R_1(T_i), R_2(T_i), \dots, R_i(T_i)]$$

考虑不同序列中同样 n 个作业的排序结果：

作业	到达时间	服务时间
a	t_a	r_a
b	t_b	r_b
...
j	t_j	r_j
...
z	t_z	r_z

在新的序列中，令作业 a, b, \dots, j 包含原序列的作业 $1, 2, \dots, i$ ，作业 j 是最后一个属于原序列中作业 $1, 2, \dots, i$ 的作业，当作业 a, b, \dots, j 被执行结束，总时间为 $T_j = t + r_a + r_b + \dots + r_j$ ，作业 j 的响应比是 $R_j(T_j) = (T_j - t_j)/r_j$ 。

由于作业 a, b, \dots, j 包含原序列的作业 $1, 2, \dots, i$ ，即作业 $1, 2, \dots, i$ 是作业 a, b, \dots, j 的子集，因此 $T_j = t + r_a + r_b + \dots + r_j \geq T_i = t + r_1 + r_2 + \dots + r_i$ ，又因为响应比随着时间增加而增加，故 $R_j(T_j) \geq R_j(T_i)$ 。

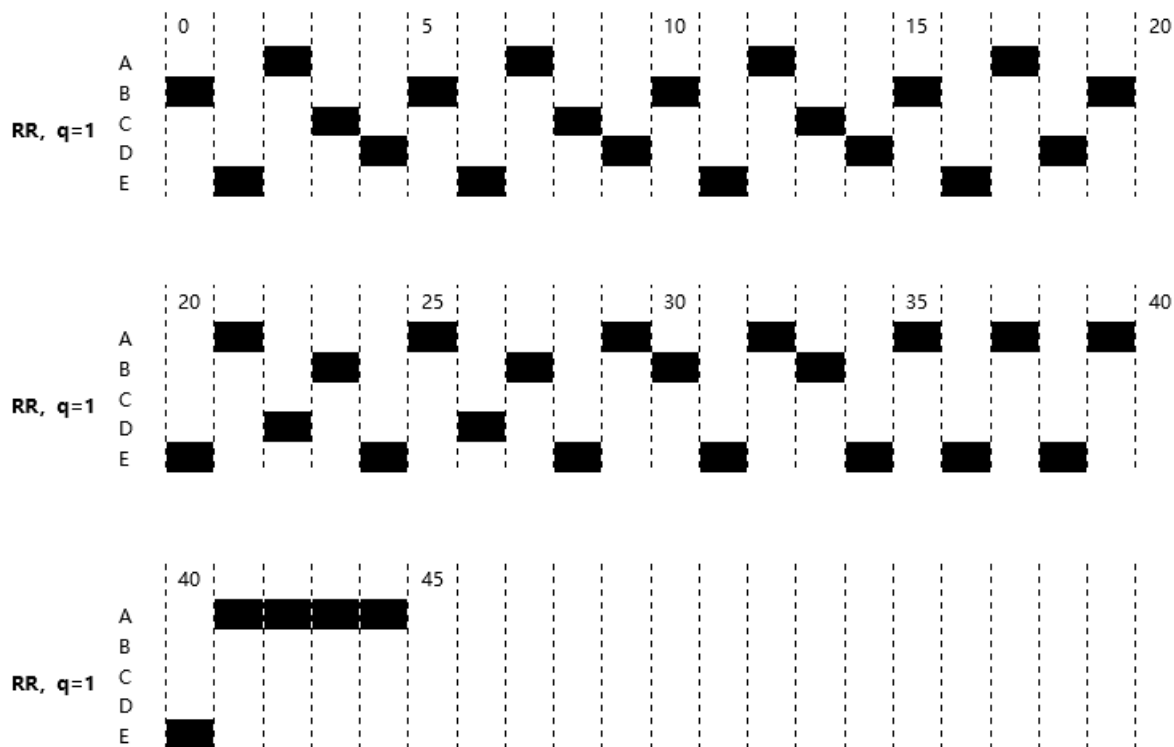
由于作业 j 属于原序列中作业 $1, 2, \dots, i$ ，由原序列的构造可知， $R_i(T_i) = \min[R_1(T_i), R_2(T_i), \dots, R_i(T_i)]$ ，故 $R_j(T_i) \geq R_i(T_i)$ ，因此有 $R_j(T_j) \geq R_j(T_i) \geq R_i(T_i)$ ，也就是所新序列中必存在一个作业的响应比达到高于原序列的最高响应比。

因此上题算法构造出来的序列能使得这批作业的最高响应比最小，从而使最大响应时间最小。

习题 9.16

如图，假设 $t=0$ 时这批作业到达，周转时间 = 完成时间 - 到达时间 = 完成时间 - 0 = 完成时间。

a.



RR, q=1

进程	A	B	C	D	E	
完成时间 (min)	45	34	14	27	41	
周转时间 (T_r)	45	34	14	27	41	32.2

平均周转时间为 32.2min。

b.

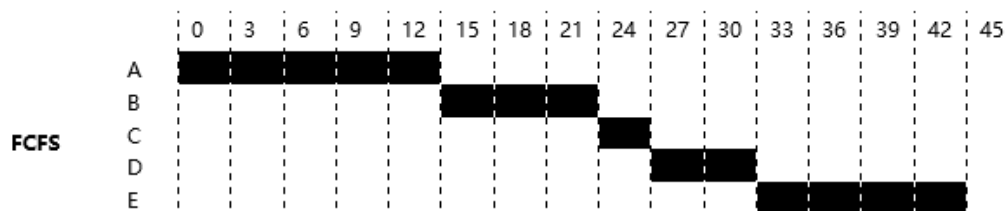


优先级

进程	A	B	C	D	E	
完成时间 (min)	36	9	39	45	21	
周转时间 (T_r)	36	9	39	45	21	30

平均周转时间为 30min。

c.



FCFS

进程	A	B	C	D	E	
完成时间 (min)	15	24	27	33	45	
周转时间 (T_r)	15	24	27	33	45	28.8

平均周转时间为 28.8min。

d.

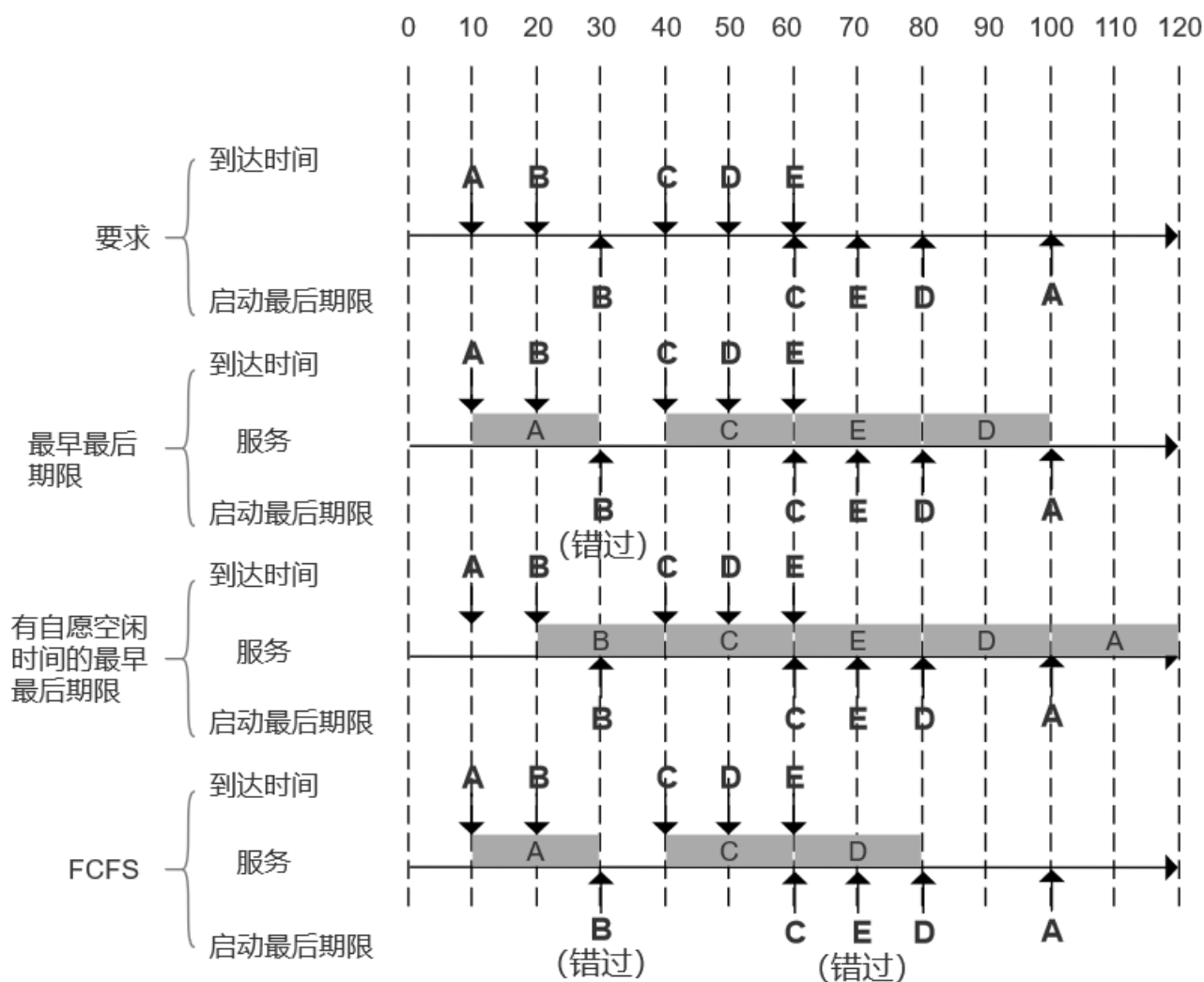


SPN

进程	A	B	C	D	E	
完成时间 (min)	45	18	3	9	30	
周转时间 (T_r)	45	18	3	9	30	21

平均周转时间为 21min。

习题 10.2



习题 10.7

a. 使用 RMS，需满足式 (10.2)

$$\frac{C_1}{T_1} + \frac{C_2}{T_2} + \dots + \frac{C_n}{T_n} \leq n(2^{1/n} - 1)$$

而

$$\frac{C_1}{T_1} + \frac{C_2}{T_2} = \frac{20}{100} + \frac{30}{145} = 0.41 \leq 0.83 = n(2^{1/n} - 1)$$

因此上述任务集可以使用 RMS 成功调度。

b.

$$\frac{C_1}{T_1} + \frac{C_2}{T_2} + \frac{C_3}{T_3} = \frac{20}{100} + \frac{30}{145} + \frac{68}{150} = 0.86 > 0.78 = n(2^{1/n} - 1)$$

此时不满足式 (10.2)。

c. 由于 $T_1 < T_2 < T_3$, 故 P_1 和 P_2 会在 P_3 之前执行, 故 P_3 第一次完成时间为 $C_1 + C_2 + C_3 = 20 + 30 + 68 = 118$, P_1 会在该时间去年内初始化, 因此 P_3 在 $118 + 20 = 138$ 才完成第一次执行, 在它的期限内。因此三个任务的最后期限都能被满足。三个任务循环最后期限分别为 20、50、118。